

▶ (54) 명칭(Title)

RECORDING MEDIUM, RECORDING DEVICE, REPRODUCING DEVICE,
RECORDING METHOD, AND REPRODUCING METHOD

▶ (19)(13) 구분

● JP A 국가별 특허문헌코드

▶ (11) 공개번호(Pub.No.)/ 일자

2004280866 (2004.10.07)

▶ (21) 출원번호(Appl.No.)/ 일자

2003066663 (2003.03.12)

▶ (21) 관련출원번호(Appl.No.)/ 일자

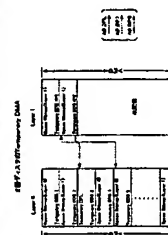
2007120735

▶ (51) 국제특허분류(Int. Cl.)

G11B 20/12; G11B 7/004; G11B 7/0045; G11B 7/0055;
G11B 20/10; G11B 27/00

▶ (51) IPC INDEX

대표도
(Representative Drawing)



PROBLEM TO BE SOLVED: To improve the usefulness of a recording medium of a write-once type of a plurality of recording layers.

SOLUTION: The write-once type recording medium having a plurality of recording layers consists of: a normal recording and reproducing region, an alternate region, a first alternation control information region; and a second alternation control information region (TDMA). Further, write presence/absence presentation information (space bit map) is recorded. For example, the write presence/absence presentation information is recorded in the second alternation control information region. The second alternation control information region is a region in which rewrite of alternation control information is realized by additional write of alternation control information relating to alternation processing. Further it can be discriminated whether write has been performed already for each data unit (cluster) of each recording layer on the recording medium. The second alternation control information region (TDMA) of each recording layer is erased sequentially, and is used for updating alternation control information and write presence/absence presentation information. COPYRIGHT: (C)2005,JPO&NCIPI

▶ (57) 요약(Abstract)

▼ 세부항목 숨기기 설정

※ 아래항목중 불필요한 항목이 있으시면 "세부항목숨기기 설정"을 이용하시기 바랍니다.

▶ (71) 출원인(Applicant)

SONY CORP

▶ (72) 발명자(Inventors)

TERADA MITSUTOSHI
KOBAYASHI SHOEI
KURAOKA TOMOTAKA

▶ (30) 우선권번호(Priority No.)/ 일자

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 公開特許公報(A)

(11) 特許出願公開番号

特開2004-280866

(P2004-280866A)

(43) 公開日 平成16年10月7日(2004.10.7)

(51) Int.Cl. ⁷	F 1	テーマコード (参考)
G 1 1 B 20/12	G 1 1 B 20/12	5 D 0 4 4
G 1 1 B 7/004	G 1 1 B 7/004	5 D 0 9 0
G 1 1 B 7/0045	G 1 1 B 7/0045	5 D 1 1 0
G 1 1 B 7/0055	G 1 1 B 7/0055	
G 1 1 B 20/10	G 1 1 B 20/10	
審査請求 未請求 請求項の数 9 O L (全 43 頁) 最終頁に続く		

(21) 出願番号	特願2003-66663 (P2003-66663)	(71) 出願人	000002185
(22) 出願日	平成15年3月12日 (2003. 3. 12)		ソニー株式会社
			東京都品川区北品川6丁目7番35号
		(74) 代理人	100086841
			弁理士 脇 篤夫
		(74) 代理人	100114122
			弁理士 鈴木 伸夫
		(72) 発明者	寺田 光利
			東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソ
			ニー株式会社内
		(72) 発明者	小林 昭栄
			東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソ
			ニー株式会社内
		最終頁に続く	

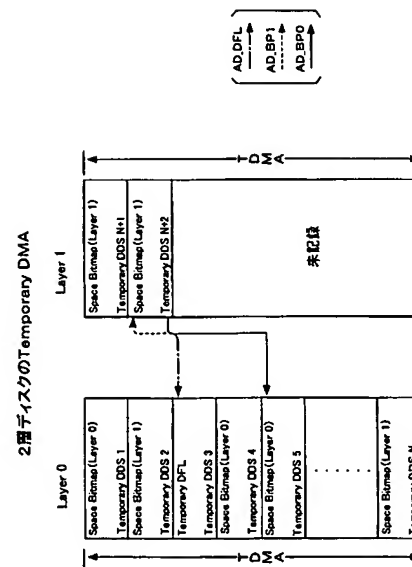
(54) 【発明の名称】 記録媒体、記録装置、再生装置、記録方法、再生方法

(57) 【要約】

【課題】 複数記録層のライトワンス型の記録媒体の有用性の向上

【解決手段】 複数の記録層を有するライトワンス型の記録媒体において、通常記録再生領域と、交替領域と、第1の交替管理情報領域と、第2の交替管理情報領域 (T DMA) が設けられ、さらに書込有無提示情報 (スペースビットマップ) が記録される。例えば書込有無提示情報は第2の交替管理情報領域に記録される。第2の交替管理情報領域は、交替処理に係る交替管理情報を追記していくことで、交替管理情報の書換を実現する領域とする。さらに書込有無提示情報により、記録媒体上の各記録層の各データ単位 (クラスタ) について、書込済か否かが判別できるようにする。各記録層の第2の交替管理情報領域 (T DMA) は、順番に消尽されて交替管理情報と書込有無提示情報の更新に使用される。

【選択図】 図 15



【特許請求の範囲】

【請求項 1】

複数の記録層を有し、各記録層の 1 回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、
データの記録再生を行う通常記録再生領域と、
上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、
上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第 1 の交替管理情報領域と、
上記交替管理情報を更新可能に記録する第 2 の交替管理情報領域とが設けられ、
さらに、所定の領域に、上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について、書込済か否かを示す書込有無提示情報が記録されることを特徴とする記録媒体。

10

【請求項 2】

上記各記録層に設けられる上記各第 2 の交替管理情報領域は、上記交替管理情報の更新記録のための領域として順番に消尽されることを特徴とする請求項 1 に記載の記録媒体。

【請求項 3】

上記書込有無提示情報は、上記第 2 の交替管理情報領域内に記録されるとともに、上記各記録層に設けられる上記各第 2 の交替管理情報領域は、上記交替管理情報の更新記録と、上記各記録層に対する書込有無提示情報の更新記録のための領域として順番に消尽されることを特徴とする請求項 1 に記載の記録媒体。

20

【請求項 4】

複数の記録層を有し、各記録層の 1 回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、
データの記録再生を行う通常記録再生領域と、
上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、
上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第 1 の交替管理情報領域と、
上記交替管理情報、及び上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について書込済か否かを示す書込有無提示情報を更新可能に記録する第 2 の交替管理情報領域とが設けられる記録媒体に対する記録装置として、
データ書込を行う書込手段と、
上記書込手段に、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、及び上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、上記各記録層に設けられている上記各第 2 の交替管理情報領域を、更新のための領域として順番に消尽していくように制御する制御手段と、
を備えることを特徴とする記録装置。

30

【請求項 5】

上記制御手段は、上記書込手段に、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、又は上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、書込を行う書込有無提示情報もしくは交替管理情報内に、上記第 2 の交替管理情報領域内で有効とされる書込有無提示情報及び交替管理情報を示す情報を含ませることを特徴とする請求項 4 に記載の記録装置。

40

【請求項 6】

複数の記録層を有し、各記録層の 1 回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、
データの記録再生を行う通常記録再生領域と、
上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、
上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第 1 の交替管理情報領

50

域と、

上記交替管理情報、及び上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について書込済か否かを示す書込有無提示情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられる記録媒体に対する再生装置として、

データ読出を行う読出手段と、

上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域が順番に消尽されるようにして記録された上記交替管理情報及び上記書込有無提示情報のうちで有効な交替管理情報及び書込有無提示情報を判別し、データの読出要求の際に、有効な交替管理情報及び書込有無提示情報に基づいて、上記読出手段によるデータ読出動作を制御する制御手段と、を備えることを特徴とする再生装置。

10

【請求項7】

複数の記録層を有し、各記録層の1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、

データの記録再生を行う通常記録再生領域と、

上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、

上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、

上記交替管理情報、及び上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について書込済か否かを示す書込有無提示情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられる記録媒体に対する記録方法として、

20

データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、及び上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域を、更新のための領域として順番に消尽していくように書込を行うことを特徴とする記録方法。

【請求項8】

データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、又は上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込の際には、書込を行う書込有無提示情報もしくは交替管理情報内に、上記第2の交替管理情報領域内で有効とされる書込有無提示情報及び交替管理情報を示す情報を含ませることを特徴とする請求項7に記載の記録方法。

30

【請求項9】

複数の記録層を有し、各記録層の1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、

データの記録再生を行う通常記録再生領域と、

上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、

上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、

上記交替管理情報、及び上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について書込済か否かを示す書込有無提示情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けられる記録媒体に対する再生方法として、

40

上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域が順番に消尽されるようにして記録された上記交替管理情報及び上記書込有無提示情報のうちで有効な交替管理情報及び書込有無提示情報を判別し、データの読出要求の際に、有効な交替管理情報及び書込有無提示情報に基づいてデータ読出動作を行うことを特徴とする再生方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、特にライトワンス型メディアとしての光ディスク等の記録媒体、およびその記録媒体に対する記録装置、記録方法、再生装置、再生方法に関するものである。

50

【0002】

【従来の技術】

デジタルデータを記録・再生するための技術として、例えば、CD (Compact Disk), MD (Mini-Disk), DVD (Digital Versatile Disk) などの、光ディスク (光磁気ディスクを含む) を記録メディアに用いたデータ記録技術がある。光ディスクとは、金属薄板をプラスチックで保護した円盤に、レーザ光を照射し、その反射光の変化で信号を読み取る記録メディアの総称である。

光ディスクには、例えばCD、CD-ROM、DVD-ROMなどとして知られているように再生専用タイプのものと、MD、CD-R、CD-RW、DVD-R、DVD-RW、DVD+RW、DVD-RAMなどで知られているようにユーザーデータが記録可能なタイプがある。記録可能タイプのものは、光磁気記録方式、相変化記録方式、色素膜変化記録方式などが利用されることで、データが記録可能とされる。色素膜変化記録方式はライトワンス記録方式とも呼ばれ、一度だけデータ記録が可能で書換不能であるため、データ保存用途などに好適とされる。一方、光磁気記録方式や相変化記録方式は、データの書換が可能であり音楽、映像、ゲーム、アプリケーションプログラム等の各種コンテンツデータの記録を始めとして各種用途に利用される。

10

【0003】

更に近年、ブルーレイディスク (Blu-ray Disc) と呼ばれる高密度光ディスクが開発され、著しい大容量化が図られている。

例えばこの高密度ディスクでは、波長405nmのレーザ (いわゆる青色レーザ) とNAが0.85の対物レンズの組み合わせという条件下でデータ記録再生を行うとし、トラックピッチ0.32 μ m、線密度0.12 μ m/bitで、64KB (キロバイト) のデータブロックを1つの記録再生単位として、フォーマット効率約82%としたとき、直系12cmのディスクに23.3GB (ギガバイト) 程度の容量を記録再生できる。

20

このような高密度ディスクにおいても、ライトワンス型や書換可能型が開発されている。

【0004】

光磁気記録方式、色素膜変化記録方式、相変化記録方式などの記録可能なディスクに対してデータを記録するには、データトラックに対するトラッキングを行うための案内手段が必要になり、このために、プリグループとして予め溝 (グループ) を形成し、そのグループもしくはランド (グループとグループに挟まれる断面台地状の部位) をデータトラックとすることが行われている。

30

またデータトラック上の所定の位置にデータを記録することができるようアドレス情報を記録する必要もあるが、このアドレス情報は、グループをウォブリング (蛇行) させることで記録される場合がある。

【0005】

すなわち、データを記録するトラックが例えばプリグループとして予め形成されるが、このプリグループの側壁をアドレス情報に対応してウォブリングさせる。

このようにすると、記録時や再生時に、反射光情報として得られるウォブリング情報からアドレスを読み取ることができ、例えばアドレスを示すビットデータ等を予めトラック上に形成しておかなくても、所望の位置にデータを記録再生することができる。

40

このようにウォブリンググループとしてアドレス情報を付加することで、例えばトラック上に離散的にアドレスエリアを設けて例えばビットデータとしてアドレスを記録することが不要となり、そのアドレスエリアが不要となる分、実データの記録容量を増大させることができる。

なお、このようなウォブリングされたグループにより表現される絶対時間 (アドレス) 情報は、ATIP (Absolute Time In Pregroove) 又はADIP (Address In Pregroove) と呼ばれる。

【0006】

また、これらのデータ記録可能 (再生専用ではない) な記録メディアでは、交替領域を用意してディスク上でデータ記録位置を交替させる技術が知られている。即ち、ディスク上

50

の傷などの欠陥により、データ記録に適さない箇所が存在した場合、その欠陥個所に代わる交替記録領域を用意することで、適正な記録再生が行われるようにする欠陥管理手法である。

例えば次の文献に欠陥管理技術が開示されている。

【特許文献1】特表2002-521786

【特許文献2】特開昭60-74020

【特許文献3】特開平11-39801

【0007】

【発明が解決しようとする課題】

ところで、CD-R、DVD-R、さらには高密度ディスクとしてのライトワンスディスクなど、1回の記録が可能な光記録媒体においては、当然ながら記録済みの領域に対してデータの記録を行うことは不可能である。

【0008】

光記録媒体上に記録されるファイルシステムは、その多くが記録不可の再生専用媒体（ROMタイプディスク）、または書き換え可能な媒体（RAMタイプディスク）上での使用を前提に仕様が定義されている。そして1回記録のライトワンス記録媒体用のファイルシステムは機能を制限し特殊な機能を追加した仕様となっている。

このことがライトワンス光記録媒体用のファイルシステムが広く普及していない原因となっている。例えば情報処理装置の各種OSに対応できるFATファイルシステムなどを、そのままライトワンスメディアに適用できない。

【0009】

ライトワンスメディアはデータ保存用途などに有用とされて広く利用されているが、さらに上記FATファイルシステムなどにも、一般的な仕様のままで適用することができれば、ライトワンスメディアの有用性は一層高まることになる。ところがFATのように広く使われているファイルシステム、RAM用またはハードディスク用のファイルシステムをそのまま適用するためには、同一アドレスに対する書き込み機能、即ちデータ書換ができることが必要になる。もちろんライトワンスメディアはデータ書換ができないことがその特徴の1つであり、従って、そもそも上記のように書換可能な記録媒体に用いられているファイルシステムをそのまま利用することはできない。

【0010】

また、光ディスクをディスクドライブ装置から出し入れする際や、ディスクの保管状態や扱い方によりディスクの記録面に傷がつく場合がある。このため、上述のように欠陥管理の手法が提案されている。当然ライトワンスメディアであっても、このような傷等による欠陥に対応できなくてはならない。

【0011】

また従来のライトワンス型光ディスクは、ディスクの内周側から順次詰めて記録し、記録しようとする領域と前回記録した領域との間に未記録領域を残さずに詰めて記録する。これは、従来の光記録ディスクがROMタイプをベースに開発されたものであり、未記録部分があると再生ができなくなるためである。このような事情は、ライトワンスメディアにおけるランダムアクセス記録を制限するものとなっている。

またディスクドライブ装置（記録再生装置）側にとっては、ライトワンス型光ディスクに対して、ホストコンピュータから指定されたアドレスに対するデータの記録や読み込みは負荷の大きい処理である。

【0012】

これらのことから、近年のライトワンスメディア、特に上記ブルーレイディスクのように20GBを越える高密度大容量の光ディスクとしてのライトワンスメディアについては、データ書換や欠陥管理を適切な管理により可能とすること、ランダムアクセス性を向上させること、記録再生装置側の処理負荷を低減すること、データ書換を可能とすることで汎用的なファイルシステムに対応すること、さらに書換型ディスクや再生専用ディスク等との互換性を維持することなど、各種の要望が生じている。

10

20

30

40

50

【0013】

【課題を解決するための手段】

本発明はこのような事情に鑑みて、複数の記録層を有するライトワンス型の記録媒体においてデータ書換を可能とし、また適切な欠陥管理を行うことで、ライトワンス型記録媒体の有用性を一層向上させることを目的とする。

【0014】

本発明の記録媒体は、複数の記録層を有し、各記録層の1回のデータ書込が可能なライトワンス記録領域において、データの記録再生を行う通常記録再生領域と、上記通常記録再生領域における欠陥やデータ書換に応じた交替処理によるデータ記録を行う交替領域と、上記交替領域を用いた交替処理を管理する交替管理情報を記録する第1の交替管理情報領域と、更新過程にある（ファイナライズ前の）上記交替管理情報を更新可能に記録する第2の交替管理情報領域とが設けらる。さらに所定の領域に、上記ライトワンス記録領域の各データ単位毎について、書込済か否かを示す書込有無提示情報が記録される。

10

また、上記各記録層に設けられる上記各第2の交替管理情報領域は、上記交替管理情報の更新記録のための領域として順番に消尽される。

また、上記書込有無提示情報は、上記第2の交替管理情報領域内に記録されるとともに、上記各記録層に設けられる上記各第2の交替管理情報領域は、上記交替管理情報の更新記録と、上記各記録層に対する書込有無提示情報の更新記録のための領域として順番に消尽される。

【0015】

20

本発明の記録装置は、上記記録媒体に対する記録装置であり、データ書込を行う書込手段と、制御手段を備える。制御手段は、上記書込手段に、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、及び上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域を、更新のための領域として順番に消尽していくように制御する。

また上記制御手段は、上記書込手段に、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、又は上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、書込を行う書込有無提示情報もしくは交替管理情報内に、上記第2の交替管理情報領域内で有効とされる書込有無提示情報及び交替管理情報を示す情報を含ませる。

【0016】

30

本発明の再生装置は、上記記録媒体に対する再生装置であり、データ読出を行う読出手段と、制御手段を備える。制御手段は、上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域が順番に消尽されるようにして記録された上記交替管理情報及び上記書込有無提示情報のうちで有効な交替管理情報及び書込有無提示情報を判別し、データの読出要求の際に、有効な交替管理情報及び書込有無提示情報に基づいて、上記読出手段によるデータ読出動作を制御する。

【0017】

本発明の記録方法は、上記記録媒体に対する記録方法であり、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、及び上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込を実行させる際には、上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域を、更新のための領域として順番に消尽していくように書込を行う。

40

また、データ書込に応じた上記書込有無提示情報の更新のための書込、又は上記交替処理に応じた上記交替管理情報の更新のための書込の際には、書込を行う書込有無提示情報もしくは交替管理情報内に、上記第2の交替管理情報領域内で有効とされる書込有無提示情報及び交替管理情報を示す情報を含ませる。

【0018】

本発明の再生方法は、上記記録媒体に対する再生方法であり、上記各記録層に設けられている上記各第2の交替管理情報領域が順番に消尽されるようにして記録された上記交替管理情報及び上記書込有無提示情報のうちで有効な交替管理情報及び書込有無提示情報を判別し、データの読出要求の際に、有効な交替管理情報及び書込有無提示情報に基づいてデ

50

ータ読出動作を行う。

【0019】

即ち本発明では、複数の記録層を有するライトワンス型の記録媒体において、通常記録再生領域と、交替領域と、第1の交替管理情報領域と、第2の交替管理情報領域が設けられ、さらに書込有無提示情報が記録される。例えば書込有無提示情報は第2の交替管理情報領域に記録される。

第2の交替管理情報領域は、交替処理に係る交替管理情報を追記していくことで、交替管理情報の書換を実現する領域とされる。

さらに、書込有無提示情報により、記録媒体上の各記録層の各データ単位（クラスタ）について、書込済か否かが判別できるようにしている。これらによってライトワンス型のメディアにおいて欠陥管理やデータ書換を適切に実現する。

そして、第2の交替管理情報領域は、各記録層に設けられるが、これらは順番に消尽されて交替管理情報と書込有無提示情報の更新に使用される。例えば2層ディスクを想定すれば、最初に第1層の交替管理情報領域において、交替管理情報と、第1層に対する書込有無提示情報と、第2層に対する書込有無提示情報が記録される。そして、交替管理情報、第1層に対する書込有無提示情報、第2層に対する書込有無提示情報は、その後の書込動作の経過等によって随時更新機会が発生するが、その更新のための書込は、第1層における第2の交替管理情報領域に行われる。そして、第1層における第2の交替管理情報領域がこれらの更新のための書込より消尽（使い尽くされた）場合に、第2層の第2の交替管理情報領域が使用されて、更新のための書込が行われる。

【0020】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施の形態としての光ディスクを説明するとともに、その光ディスクに対する記録装置、再生装置となるディスクドライブ装置について説明していく。説明は次の順序で行う。

1. ディスク構造
2. DMA
3. TDMA方式
- 3-1 TDMA
- 3-2 ISA及びOSA
- 3-3 TDMAの使用方式
4. ディスクドライブ装置
5. 本例のTDMA方式に対応する動作
- 5-1 データ書込
- 5-2 データ読出
- 5-3 TDFL／スペースビットマップ更新
- 5-4 互換ディスクへの変換
6. 本例のTDMA方式による効果

【0021】

1. ディスク構造

まず実施の形態の光ディスクについて説明する。この光ディスクは、いわゆるブルーレイディスクと呼ばれる高密度光ディスク方式の範疇におけるライトワンス型ディスクとして実施可能である。

【0022】

本実施の形態の高密度光ディスクの物理パラメータの一例について説明する。

本例の光ディスクは、ディスクサイズとしては、直径が120mm、ディスク厚は1.2mmとなる。即ちこれらの点では外形的に見ればCD（Compact Disc）方式のディスクや、DVD（Digital Versatile Disc）方式のディスクと同様となる。

そして記録／再生のためのレーザとして、いわゆる青色レーザが用いられ、また光学系が

高NA（例えば $NA = 0.85$ ）とされ、さらには狭トラックピッチ（例えばトラックピッチ $= 0.32 \mu m$ ）、高線密度（例えば記録線密度 $0.12 \mu m$ ）を実現することなどで、直径 $12 cm$ のディスクにおいて、ユーザーデータ容量として $23 G \sim 25 G$ バイト程度を実現している。

また、記録層が2層とされたいわゆる2層ディスクも開発されており、2層ディスクの場合、ユーザーデータ容量は $50 G$ バイト程度となる。

【0023】

図1は、ディスク全体のレイアウト（領域構成）を示す。

ディスク上の領域としては、内周側からリードインゾーン、データゾーン、リードアウトゾーンが配される。

また、記録・再生に関する領域構成としてみれば、リードインゾーンのうちの最内周側のプリレコード情報領域PICが再生専用領域とされ、リードインゾーンの管理領域からリードアウトゾーンまでが、1回記録可能なライトワンス領域とされる。

【0024】

再生専用領域及びライトワンス領域には、ウォブリンググループ（蛇行された溝）による記録トラックがスパイラル状に形成されている。グループはレーザスポットによるトレースの際のトラッキングのガイドとされ、かつこのグループが記録トラックとされてデータの記録再生が行われる。

なお本例では、グループにデータ記録が行われる光ディスクを想定しているが、本発明はこのようなグループ記録の光ディスクに限らず、グループとグループの間のランドにデータを記録するランド記録方式の光ディスクに適用してもよいし、また、グループ及びランドにデータを記録するランドグループ記録方式の光ディスクにも適用することも可能である。

【0025】

また記録トラックとされるグループは、ウォブル信号に応じた蛇行形状となっている。そのため、光ディスクに対するディスクドライブ装置では、グループに照射したレーザスポットの反射光からそのグループの両エッジ位置を検出し、レーザスポットを記録トラックに沿って移動させていった際におけるその両エッジ位置のディスク半径方向に対する変動成分を抽出することにより、ウォブル信号を再生することができる。

【0026】

このウォブル信号には、その記録位置における記録トラックのアドレス情報（物理アドレスやその他の付加情報等）が変調されている。そのため、ディスクドライブ装置では、このウォブル信号からアドレス情報等を復調することによって、データの記録や再生の際のアドレス制御等を行うことができる。

【0027】

図1に示すリードインゾーンは、例えば半径 $24 mm$ より内側の領域となる。

そしてリードインゾーン内における半径 $22.2 \sim 23.1 mm$ がプリレコード情報領域PICとされる。

プリレコード情報領域PICには、あらかじめ、記録再生パワー条件等のディスク情報や、ディスク上の領域情報、コピープロテクションにつかう情報等を、グループのウォブリングによって再生専用情報として記録してある。なお、エンボスピット等によりこれらの情報を記録してもよい。

【0028】

なお図示していないが、プリレコード情報領域PICよりさらに内周側にBCA（Burst Cutting Area）が設けられる場合もある。BCAはディスク記録媒体固有のユニークIDを、記録層を焼き切る記録方式で記録したものである。つまり記録マークを同心円状に並べるように形成していくことで、バーコード状の記録データを形成する。

【0029】

リードインゾーンにおいて、例えば半径 $23.1 \sim 24 mm$ の範囲が管理／制御情報領域

10

20

30

40

50

とされる。

管理／制御情報領域にはコントロールデータエリア、DMA (Defect Management Area)、TDMA (Temporary Defect Management Area)、テストライトエリア(OPC)、バッファエリアなどを有する所定の領域フォーマットが設定される。

【0030】

管理／制御情報領域におけるコントロールデータエリアには、次のような管理／制御情報が記録される。

すなわち、ディスクタイプ、ディスクサイズ、ディスクバージョン、層構造、チャンネルビット長、BCA情報、転送レート、データゾーン位置情報、記録線速度、記録／再生レーザパワー情報などが記録される。

10

【0031】

また同じく、管理／制御情報領域内に設けられるテストライトエリア(OPC)は、記録／再生時のレーザパワー等、データ記録再生条件を設定する際の試し書きなどに使われる。即ち記録再生条件調整のための領域である。

【0032】

管理／制御情報領域内には、DMAが設けられるが、通常、光ディスクの分野ではDMAは欠陥管理のための交替管理情報が記録される。しかしながら本例のディスクでは、DMAは、欠陥箇所の交替管理のみではなく、このライトワンス型ディスクにおいてデータ書換を実現するための管理／制御情報が記録される。特にこの場合、DMAでは、後述するISA、OSAの管理情報が記録される。

20

また、交替処理を利用してデータ書換を可能にするためには、データ書換に応じてDMAの内容も更新されていかなければならない。このためTDMAが設けられる。

交替管理情報はTDMAに追加記録されて更新されていく。DMAには、最終的にTDMAに記録された最後(最新)の交替管理情報が記録される。

DMA及びTDMAについては後に詳述する。

【0033】

リードインゾーンより外周側の例えば半径24.0～58.0mmがデータゾーンとされる。データゾーンは、実際にユーザーデータが記録再生される領域である。データゾーンの開始アドレスADdts、終了アドレスADdteは、上述したコントロールデータエリアのデータゾーン位置情報において示される。

30

【0034】

データゾーンにおいては、その最内周側にISA (Inner Spare Area)が、また最外周側にOSA (Outer Spare Area)が設けられる。ISA、OSAについては後に述べるように欠陥やデータ書換(上書)のための交替領域とされる。

ISAはデータゾーンの開始位置から所定数のクラスタサイズ(1クラスタ=65536バイト)で形成される。

OSAはデータゾーンの終了位置から内周側へ所定数のクラスタサイズで形成される。ISA、OSAのサイズは上記DMAに記述される。

40

【0035】

データゾーンにおいてISAとOSAには含まれた区間がユーザーデータ領域とされる。このユーザーデータ領域が通常にユーザーデータの記録再生に用いられる通常記録再生領域である。

ユーザーデータ領域の位置、即ち開始アドレスADus、終了アドレスADueは、上記DMAに記述される。

【0036】

データゾーンより外周側、例えば半径58.0～58.5mmはリードアウトゾーンとされる。リードアウトゾーンは、管理／制御情報領域とされ、コントロールデータエリア、DMA、バッファエリア等が、所定のフォーマットで形成される。コントロールデータエ

50

リアには、例えばリードインゾーンにおけるコントロールデータエリアと同様に各種の管理／制御情報が記録される。DMAは、リードインゾーンにおけるDMAと同様にISA、OSAの管理情報が記録される領域として用意される。

【0037】

図2には、記録層が1層の1層ディスクにおける管理／制御情報領域の構造例を示している。

図示するようにリードインゾーンには、未定義区間（リザーブ）を除いて、DMA2、OPC（テストライトエリア）、TDMA、DMA1の各エリアが形成される。またリードアウトゾーンには、未定義区間（リザーブ）を除いて、DMA3、DMA4の各エリアが形成される。

10

なお、上述したコントロールデータエリアは示していないが、例えば実際にはコントロールデータエリアの一部がDMAとなること、及びDMAに関する構造が本発明の要点となることから、図示を省略した。

【0038】

このようにリードインゾーン、リードアウトゾーンにおいて4つのDMAが設けられる。各DMA1～DMA4は、同一の交替管理情報が記録される。

但し、TDMAが設けられており、当初はTDMAを用いて交替管理情報が記録され、またデータ書換や欠陥による交替処理が発生することに応じて、交替管理情報がTDMAに追加記録されていく形で更新されていく。

従って、例えばディスクをファイナライズするまでは、DMAは使用されず、TDMAにおいて交替管理が行われる。ディスクをファイナライズすると、その時点においてTDMAに記録されている最新の交替管理情報が、DMAに記録され、DMAによる交替管理が可能となる。

20

【0039】

図3は、記録層が2つ形成された2層ディスクの場合を示している。第1の記録層をレイヤ0、第2の記録層をレイヤ1ともいう。

レイヤ0では、記録再生はディスク内周側から外周側に向かって行われる。つまり1層ディスクと同様である。

レイヤ1では、記録再生はディスク外周側から内周側に向かって行われる。

物理アドレスの値の進行も、この方向のとおりとなる。つまりレイヤ0では内周→外周にアドレス値が増加し、レイヤ1では外周→内周にアドレス値が増加する。

30

【0040】

レイヤ0のリードインゾーンには、1層ディスクと同様にDMA2、OPC（テストライトエリア）、TDMA、DMA1の各エリアが形成される。レイヤ0の最外周側はリードアウトとはならないため、単にアウターゾーン0と呼ばれる。そしてアウターゾーン0には、DMA3、DMA4が形成される。

レイヤ1の最外周は、アウターゾーン1となる。このアウターゾーン1にもDMA3、DMA4が形成される。レイヤ1の最内周はリードアウトゾーンとされる。このリードアウトゾーンには、DMA2、OPC（テストライトエリア）、TDMA、DMA1の各エリアが形成される。

40

このようにリードインゾーン、アウターゾーン0、1、リードアウトゾーンにおいて8つのDMAが設けられる。またTDMAは各記録層にそれぞれ設けられる。

レイヤ0のリードインゾーン、及びレイヤ1のリードアウトゾーンのサイズは、1層ディスクのリードインゾーンと同じとされる。

またアウターゾーン0、アウターゾーン1のサイズは、1層ディスクのリードアウトゾーンと同じとされる。

【0041】

2. DMA

リードインゾーン、リードアウトゾーン（及び2層ディスクの場合はアウターゾーン0、1）に記録されるDMAの構造を説明する。

50

図 4 に D M A の構造を示す。

ここでは D M A のサイズは 3 2 クラスタ (3 2 × 6 5 5 3 6 バイト) とする例を示す。なお、クラスタとはデータ記録の最小単位である。

もちろん D M A サイズが 3 2 クラスタに限定されるものではない。図 4 では、3 2 クラスタの各クラスタを、クラスタ番号 1 ～ 3 2 として D M A における各内容のデータ位置を示している。また各内容のサイズをクラスタ数として示している。

【 0 0 4 2 】

D M A において、クラスタ番号 1 ～ 4 の 4 クラスタの区間には D D S (d i s c d e f i n i t i o n s t r u c t u r e) としてディスクの詳細情報が記録される。

この D D S の内容は図 5 で述べるが、D D S は 1 クラスタのサイズとされ、当該 4 クラスタの区間において 4 回繰り返し記録される。

10

【 0 0 4 3 】

クラスタナンバ 5 ～ 8 の 4 クラスタの区間は、ディフェクトリスト D F L の 1 番目の記録領域 (D F L # 1) となる。ディフェクトリスト D F L の構造は図 6 で述べるが、ディフェクトリスト D F L は 4 クラスタサイズのデータとなり、その中に、個々の交替アドレス情報をリストアップした構成となる。

クラスタナンバ 9 ～ 1 2 の 4 クラスタの区間は、ディフェクトリスト D F L の 2 番目の記録領域 (D F L # 2) となる。

さらに、4 クラスタづつ 3 番目以降のディフェクトリスト D F L # 3 ～ D F L # 6 の記録領域が用意され、クラスタナンバ 2 9 ～ 3 2 の 4 クラスタの区間は、ディフェクトリスト D F L の 7 番目の記録領域 (D F L # 7) となる。

20

つまり、3 2 クラスタの D M A には、ディフェクトリスト D F L # 1 ～ D F L # 7 の 7 個の記録領域が用意される。

本例のように 1 回書き込み可能なライトワンス型光ディスクの場合、この D M A の内容を記録するためには、ファイナライズという処理を行う必要がある。その場合、D M A に書き込む 7 つのディフェクトリスト D F L # 1 ～ D F L # 7 は全て同じ内容とされる。

【 0 0 4 4 】

上記図 4 の D M A の先頭に記録される D D S の内容を図 5 に示す。

上記のように D D S は 1 クラスタ (= 6 5 5 3 6 バイト) のサイズとされる。

図 5 においてバイト位置は、6 5 5 3 6 バイトである D D S の先頭バイトをバイト 0 として示している。バイト数は各データ内容のバイト数を示す。

30

【 0 0 4 5 】

バイト位置 0 ～ 1 の 2 バイトには、D D S のクラスタであることを認識するための、D D S 識別子 (D D S I d e n t i f i e r) = 「 D S 」 が記録される。

バイト位置 2 の 1 バイトに、D D S 型式番号 (フォーマットのバージョン) が示される。

【 0 0 4 6 】

バイト位置 4 ～ 7 の 4 バイトには、D D S の更新回数が記録される。なお、本例では D M A 自体はファイナライズ時に交替管理情報が書き込まれるものであった更新されるものではなく、交替管理情報は T D M A において行われる。従って、最終的にファイナライズされる際に、T D M A において行われた D D S (T D D S : テンポラリ D D S) の更新回数が、当該バイト位置に記録されるものとなる。

40

【 0 0 4 7 】

バイト位置 1 6 ～ 1 9 の 4 バイトには、D M A 内のドライブエリアの先頭物理セクタアドレス (A D D R V) が記録される。

バイト位置 2 4 ～ 2 7 の 4 バイトには、D M A 内のディフェクトリスト D F L の先頭物理セクタアドレス (A D D F L) が記録される。

バイト位置 3 2 ～ 3 5 の 4 バイトは、データゾーンにおけるユーザーデータ領域の先頭位置、つまり L S N (l o g i c a l s e c t o r n u m b e r : 論理セクタアドレス) " 0 " の位置を、P S N (p h i s i c a l s e c t o r n u m b e r : 物理セクタアドレス) によって示している。

50

バイト位置 36～39 の 4 バイトは、データゾーンにおけるユーザーデータエリアの終了位置を L S N（論理セクターアドレス）によって示している。

バイト位置 40～43 の 4 バイトには、データゾーンにおける I S A（1 層ディの I S A 又は 2 層ディスクのレイヤ 0 の I S A）のサイズが示される。

バイト位置 44～47 の 4 バイトには、データゾーンにおける O S A のサイズが示される。

バイト位置 48～51 の 4 バイトには、データゾーンにおける I S A（2 層ディスクのレイヤ 1 の I S A）のサイズが示される。

バイト位置 52 の 1 バイトには、I S A、O S A を使用してデータ書換が可能であるか否かを示す交替領域使用可能フラグが示される。交替領域使用可能フラグは、I S A 又は O S A が全て使用された際に、それを示すものとされる。

10

これら以外のバイト位置はリザーブ（未定義）とされ、全て 00h とされる。

【0048】

このように、D D S はユーザーデータ領域のアドレスと I S A、O S A のサイズ、及び交替領域使用可能フラグを含む。つまりデータゾーンにおける I S A、O S A の領域管理を行う管理／制御情報とされる。

【0049】

次に図 6 にディフェクトリスト D F L の構造を示す。

図 4 で説明したように、ディフェクトリスト D F L は 4 クラスタの記録領域に記録される。

20

図 6 においては、バイト位置として、4 クラスタのディフェクトリスト D F L における各データ内容のデータ位置を示している。なお 1 クラスタ＝32 セクタ＝65536 バイトであり、1 セクタ＝2048 バイトである。

バイト数は各データ内容のサイズとしてのバイト数を示す。

【0050】

ディフェクトリスト D F L の先頭の 64 バイトはディフェクトリスト管理情報とされる。このディフェクトリスト管理情報には、ディフェクトリストのクラスタであることを認識する情報、バージョン、ディフェクトリスト更新回数、ディフェクトリストのエントリー数などの情報が記録される。

またバイト位置 64 以降は、ディフェクトリストのエントリー内容として、各 8 バイトの交替アドレス情報 a t i が記録される。

30

そして有効な最後の交替アドレス情報 a t i # N の直後には、交替アドレス情報終端としてのターミネータ情報が 8 バイト記録される。

この D F L では、交替アドレス情報終端以降、そのクラスタの最後までが 00h で埋められる。

【0051】

64 バイトのディフェクトリスト管理情報は図 7 のようになる。

バイト位置 0 から 2 バイトには、ディフェクトリスト D F L の識別子として文字列「D F」が記録される。

バイト位置 2 の 1 バイトはディフェクトリスト D F L の形式番号を示す。

40

バイト位置 4 からの 4 バイトは ディフェクトリスト D F L を更新した回数を示す。なお、これは後述するテンポラリディフェクトリスト T D F L の更新回数を引き継いだ値とされる。

バイト位置 12 からの 4 バイトは、ディフェクトリスト D F L におけるエントリー数、即ち交替アドレス情報 a t i の数を示す。

バイト位置 24 からの 4 バイトは、交替領域 I S A 0、I S A 1、O S A 0、O S A 1 のそれぞれの空き領域の大きさをクラスタ数で示す。

これら以外のバイト位置はリザーブとされ、すべて 00h とされる。

【0052】

図 8 に、交替アドレス情報 a t i の構造を示す。即ち交替処理された各エントリー内容を

50

示す情報である。

交替アドレス情報 *a t i* の総数は 1 層ディスクの場合、最大 3 2 7 5 9 個である。

1 つの交替アドレス情報 *a t i* は、8 バイト (6 4 ビット) で構成される。各ビットをビット *b 6 3 ~ b 0* として示す。

ビット *b 6 3 ~ b 6 0* には、エントリーのステータス情報 (*s t a t u s 1*) が記録される。

D F L においては、ステータス情報は「0 0 0 0」とされ、通常の交替処理エントリーを示すものとなる。

他のステータス情報値については、後に T D M A における T D F L の交替アドレス情報 *a t i* の説明の際に述べる。

10

【0 0 5 3】

ビット *b 5 9 ~ b 3 2* には、交替元クラスタの最初の物理セクターアドレス P S N が示される。即ち欠陥又は書換により交替されるクラスタを、その先頭セクターの物理セクターアドレス P S N によって示すものである。

ビット *b 3 1 ~ b 2 8* は、リザーブとされる。なおエントリーにおけるもう一つのステータス情報 (*s t a t u s 2*) が記録されるようにしてもよい。

【0 0 5 4】

ビット *b 2 7 ~ b 0* には、交替先クラスタの先頭の物理セクターアドレス P S N が示される。

即ち、欠陥或いは書換によりクラスタが交替される場合に、その交替先のクラスタを、その先頭セクターの物理セクターアドレス P S N によって示すものである。

20

【0 0 5 5】

以上のような交替アドレス情報 *a t i* が 1 つのエントリーとされて 1 つの交替処理に係る交替元クラスタと交替先クラスタが示される。

そして、このようなエントリーが、図 6 の構造のディフェクトリスト D F L に登録されていく。

【0 0 5 6】

D M A においては、以上のようなデータ構造で、交替管理情報が記録される。但し、上述したように、D M A にこれらの情報が記録されるのはディスクをファイナライズした際であり、そのときは、T D M A における最新の交替管理情報が反映されるものとなる。

30

欠陥管理やデータ書換のための交替処理及びそれに応じた交替管理情報の更新は、次に説明する T D M A において行われることになる。

【0 0 5 7】

3. T D M A 方式

3-1 T D M A

続いて、図 2、図 3 に示したように管理／制御情報領域に設けられる T D M A について説明する。T D M A (テンポラリ D M A) は、D M A と同じく交替管理情報を記録する領域とされるが、データ書換や欠陥の検出に応じた交替処理が発生することに応じて交替管理情報が追加記録されることで更新されていく。

【0 0 5 8】

40

図 9 に T D M A の構造を示す。

T D M A のサイズは、例えば 2 0 4 8 クラスタとされる。

図示するようにクラスタ番号 1 の最初のクラスタには、レイヤ 0 のためのスペースビットマップが記録される。

スペースビットマップとは、主データ領域であるデータゾーン、及び管理／制御領域であるリードインゾーン、リードアウトゾーン (アウターゾーン) の各クラスタについて、それぞれ 1 ビットが割り当てられ、1 ビットの値により各クラスタが書込済か否かを示すようにされた書込有無提示情報である。スペースビットマップでは、リードインゾーンからリードアウトゾーン (アウターゾーン) までの全てのクラスタが 1 ビットに割り当てられるが、このスペースビットマップは 1 クラスタのサイズで構成できる。

50

クラスタ番号2のクラスタには、レイヤ1のためのスペースビットマップとされる。なお、もちろん1層ディスクの場合は、レイヤ1（第2層）のためのスペースビットマップは必要ない。

【0059】

TDMAにおいては、データ内容の変更等で交替処理があった場合、TDMA内の未記録エリアの先頭のクラスタにTDFL（テンポラリディフェクトリスト）が追加記録される。従って、2層ディスクの場合は、図示するようにクラスタ番号3の位置から最初のTDFLが記録される。1層ディスクの場合は、レイヤ1のためのスペースビットマップは不要であるので、クラスタ番号2の位置から最初のTDFLが記録されることになる。そして、交替処理の発生に応じて、以降、間を空けないクラスタ位置にTDFLが追加記録されていく。

10

TDFLのサイズは、1クラスタから最大4クラスタまでとされる。

【0060】

またスペースビットマップは各クラスタの書込状況を示すものであるため、データ書込が発生することに応じて更新される。この場合、新たなスペースビットマップは、TDFLと同様に、TDMA内の空き領域の先頭から行われる。

つまり、TDMA内では、スペースビットマップもしくはTDFLが、随時追記されていくことになる。

【0061】

なお、スペースビットマップ及びTDFLの構成は次に述べるが、スペースビットマップとされる1クラスタの最後尾のセクタ（2048バイト）及びTDFLとされる1～4クラスタの最後尾のセクタ（2048バイト）には、光ディスクの詳細情報であるTDDS（テンポラリDDS（temporary disc definition structure））が記録される。

20

【0062】

図10にスペースビットマップの構成を示す。

上述のようにスペースビットマップは、ディスク上の1クラスタの記録／未記録状態を1ビットで表し、クラスタが未記録状態の場合に対応したビットに例えば「1」をセットするビットマップである。なお、2層ディスクの場合は、各層ごとに独立した情報を保持するビットマップの例とする。

30

1セクタ＝2048バイトの場合、1つの記録層の25GBの容量は25セクタの大きさのビットマップで構成することができる。つまり1クラスタ（＝32セクタ）のサイズでスペースビットマップを構成できる。

【0063】

図10では、セクタ0～31として、1クラスタ内の32セクタを示している。またバイト位置は、セクタ内のバイト位置として示している。

先頭のセクタ0には、スペースビットマップの管理情報が記録される。

セクタ0のバイト位置0からの2バイトには、スペースビットマップID（Un-allocated Space Bitmap Identifier）として“UB”が記録される。

40

バイト位置2の1バイトには、フォーマットバージョン（形式番号）が記録され、例えば「00h」とされる。

バイト位置4からの4バイトには、レイヤナンバが記録される。即ちこのスペースビットマップがレイヤ0に対応するのか、レイヤ1に対応するのかが示される。

【0064】

バイト位置16からの48バイトには、ビットマップインフォメーション（Bitmap Information）が記録される。

ビットマップインフォメーションは、インナーゾーン、データゾーン、アウターゾーンの3つの各ゾーンに対応するゾーンインフォメーションから構成される（Zone Information for Inner Zone）（Zone Information

50

n for Data Zone) (Zone Information for Outer Zone)。

各ゾーンインフォメーションは、ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN)、ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data)、ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data)、及びリザーブが、それぞれ4バイトとされた16バイトで構成される。

【0065】

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、ディスク上のゾーンの開始位置、即ち各ゾーンをビットマップ化する際のスタートアドレスが、P SN (物理セクタアドレス) により示される。

10

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) は、そのゾーンに関するビットマップデータの開始位置を、スペースビットマップの先頭のUn-allocated Space Bitmap Identifier からの相対位置としてのバイト数で示したものである。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、そのゾーンのビットマップデータの大きさをビット数で表したものである。

【0066】

そしてスペースビットマップの第2セクタ (=セクタ1) のバイト位置0から実際のビットマップデータ (Bitmap data) が記録される。ビットマップデータの大きさは1GBあたり1セクタである。

20

最後のビットマップデータ以降の領域は最終セクタ (セクタ31) の手前までがリザーブとされ「00h」とされる。

そしてスペースビットマップの最終セクタ (セクタ31) には、TDDSが記録される。

【0067】

上記ビットマップインフォメーションによる管理は次のようになる。

まず、バイト位置4のレイヤナンバとしてレイヤ0が示されたスペースビットマップ、つまり1層ディスク、又は2層ディスクのレイヤ0に対するスペースビットマップの場合を述べる。

30

【0068】

この場合、Zone Information for Inner Zoneによってレイヤ0のインナーゾーン、つまりリードインゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにリードインゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードインゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ1のバイト位置0を示す情報) が示される。

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bitmap data) は、リードインゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。

40

【0069】

Zone Information for Data Zoneでは、レイヤ0のデータゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにデータゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bitmap data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのデータゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ2のバイト位置0を示す情報) が示される。

50

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bit map data) は、データゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。

【0070】

Zone Information for Outer Zoneによってレイヤ0のアウトゾーン、つまり1層ディスクのリードアウトゾーン、又は2層ディスクのアウトゾーン0の情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、実線矢印で示すようにリードアウトゾーン (又はアウトゾーン0) の開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bit map data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードアウトゾーン (又はアウトゾーン0) に対応するビットマップデータの位置 (セクタNのバイト位置0を示す情報) が示される。 10

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bit map data) は、リードアウトゾーン用 (又はアウトゾーン0用) のビットマップデータのサイズが示される。

【0071】

次に、バイト位置4のレイヤナンバとしてレイヤ1が示されたスペースビットマップ、つまり2層ディスクのレイヤ1に対するスペースビットマップの場合を述べる。

【0072】

この場合、Zone Information for Inner Zoneによってレイヤ1のインナーゾーン、つまりリードアウトゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにリードアウトゾーンの開始位置のPSNが示される (レイヤ1ではアドレス方向は外周→内周であるため、一点鎖線矢印で示す位置が開始位置となる)。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bit map data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのリードアウトゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ1のバイト位置0を示す情報) が示される。 20

ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bit map data) は、リードアウトゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。 30

【0073】

Zone Information for Data Zoneでは、レイヤ1のデータゾーンの情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにデータゾーンの開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bit map data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのデータゾーンに対応するビットマップデータの位置 (セクタ2のバイト位置0を示す情報) が示される。ビットマップデータの大きさ (Validate Bit Length in Bit map data) は、データゾーン用のビットマップデータのサイズが示される。 40

【0074】

Zone Information for Outer Zoneによってレイヤ1のアウトゾーン1の情報が示される。

ゾーンの開始位置 (Start Cluster First PSN) では、一点鎖線矢印で示すようにアウトゾーン1の開始位置のPSNが示される。

ビットマップデータの開始位置 (Start Byte Position of Bit map data) では、破線で示すように、当該スペースビットマップ内でのアウト 50

ーゾーン1に対応するビットマップデータの位置（セクタNのバイト位置0を示す情報）が示される。

ビットマップデータの大きさ（Validate Bit Length in Bit map data）は、アウターゾーン1用のビットマップデータのサイズが示される。

【0075】

次にTD F L（テンポラリD F L）の構成を述べる。上記のようにTD F Lは、TDMAにおいてスペースビットマップに続く空きエリアに記録され、更新される毎に空きエリアの先頭に追記されていく。

図11にTD F Lの構成を示す。

TD F Lは1～4クラスタで構成される。その内容は図6のD F Lと比べてわかるように、先頭の64バイトがディフェクトリスト管理情報とされ、バイト位置64以降に各8バイトの交替アドレス情報a t iが記録されていく点、及び最後の交替アドレス情報a t i # Nの次の8バイトが交替アドレス情報終端とされることは同様である。

但し、1～4クラスタのTD F Lにおいては、その最後のセクターとなる2048バイトにテンポラリD D S（TD D S）が記録される点がD F Lと異なる。

【0076】

なお、TD F Lの場合、交替アドレス情報終端が属するクラスタの最終セクタの手前まで00hで埋める。そして最終セクタにTD D Sが記録される。もし交替アドレス情報終端が、クラスタの最終セクタに属する場合には、次のクラスタの最終セクタ手前まで0で埋め、最終セクタにTD D Sを記録することになる。

【0077】

64バイトのディフェクトリスト管理情報は、図7で説明したD F Lのディフェクトリスト管理情報と同様である。

ただしバイト位置4からの4バイトのディフェクトリスト更新回数としては、のディフェクトリストの通し番号が記録される。これによって最新のTD F Lにおけるディフェクトリスト管理情報の通し番号が、ディフェクトリスト更新回数を示すものとなる。

また、バイト位置12からの4バイトの、ディフェクトリストD F Lにおけるエントリー数、即ち交替アドレス情報a t iの数や、バイト位置24からの4バイトの交替領域I S A 0、I S A 1、O S A 0、O S A 1のそれぞれの空き領域の大きさ（クラスタ数）は、そのTD F L更新時点の値が記録されることになる。

【0078】

TD F Lにおける交替アドレス情報a t iの構造も、図8で示したD F Lにおける交替アドレス情報a t iの構造と同様であり、交替アドレス情報a t iが1つのエントリーとされて1つの交替処理に係る交替元クラスタと交替先クラスタが示される。そして、このようなエントリーが、図11の構造のテンポラリディフェクトリストTD F Lに登録されていく。

【0079】

但しTD F Lの交替アドレス情報a t iのステータス1としては、「0000」以外に、「0101」「1010」となる場合がある。

ステータス1が「0101」「1010」となるのは、物理的に連続する複数クラスタをまとめて交替処理した際に、その複数クラスタをまとめて交替管理（バースト転送管理）する場合である。

即ちステータス1が「0101」の場合、その交替アドレス情報a t iの交替元クラスタの先頭物理セクタアドレスと交替先クラスタの先頭物理セクタアドレスは、物理的に連続する複数のクラスタの先頭のクラスタについての交替元、交替先を示すものとなる。

またステータス1が「1010」の場合、その交替アドレス情報a t iの交替元クラスタの先頭物理セクタアドレスと交替先クラスタの先頭物理セクタアドレスは、物理的に連続する複数のクラスタの最後のクラスタについての交替元、交替先を示すものとなる。

従って、物理的に連続する複数のクラスタをまとめて交替管理する場合は、その複数個の全てのクラスタ1つずつ交替アドレス情報a t iをエントリする必要はなく、先頭クラス

10

20

30

40

50

タと終端クラスタとについての2つの交替アドレス情報 *a t i* をエントリすればよいものとなる。

【0080】

T D F Lでは、以上のように、基本的にD F Lと同様の構造とされるが、サイズが4クラスタまで拡張可能なこと、最後のセクターにT D D Sが記録されること、交替アドレス情報 *a t i* としてバースト転送管理が可能とされていることなどの特徴をもつ。

【0081】

T D M Aでは図9に示したようにスペースビットマップとT D F Lが記録されるが、上記のようにスペースビットマップ及びT D F Lの最後のセクターとしての2048バイトにはT D D S (*t e m p o r a r y d i s c d e f i n i t i o n s t r u c t u r e*) が記録される。 10

このT D D Sの構造を図12に示す。

T D D Sは1セクタ(2048バイト)で構成される。そして上述したD M AにおけるD D Sと同様の内容を含む。なお、D D Sは1クラスタ(65536バイト)であるが、図5で説明したようにD D Sにおける実質的内容定義が行われているのはバイト位置52までである。つまり1クラスタの先頭セクタ内に実質的内容が記録されている。このためT D D Sが1セクタであっても、D D S内容を包含できる。

図12と図5を比較してわかるように、T D D Sは、バイト位置0～53まではD D Sと同様の内容となる。ただし、バイト位置4からはT D D S通し番号、バイト位置16からはT D M A内のドライブエリア開始物理アドレス、バイト位置24からはT D M A内のT D F Lの開始物理アドレス(*A D D F L*)となる。 20

【0082】

T D D Sのバイト位置1024以降には、D D Sには無い情報が記録される。バイト位置1024からの4バイトには、ユーザーデータ領域でのデータ記録されている最外周の物理セクタアドレスP S Nが記録される。

バイト位置1028からの4バイトには、T D M A内の最新のレイヤ0用のスペースビットマップの開始物理セクタアドレス(*A D B P 0*)が記録される。

バイト位置1032からの4バイトには、T D M A内の最新のレイヤ1用のスペースビットマップの開始物理セクタアドレス(*A D B P 1*)が記録される。

バイト位置1036の1バイトは、上書き機能の使用を制御する為のフラグが記録される 30

これらのバイト位置以外のバイトはリザーブとされ、その内容は全て00hである。

【0083】

このように、T D D Sはユーザーデータ領域のアドレスとI S A、O S Aのサイズ、及び交替領域使用可能フラグを含む。つまりデータゾーンにおけるI S A、O S Aの領域管理を行う管理/制御情報とされる。この点でD D Sと同様となる。

そしてさらに、有効な最新のスペースビットマップの位置を示す情報(*A D B P 0*、*A D B P 1*)を有し、さらに有効な最新のテンポラリD F L (*T D F L*)の位置を示す情報(*A D D F L*)を有するものとされる。

このT D D Sは、スペースビットマップ及びT D F Lの最終セクタに記録されるため、スペースビットマップ又はT D F Lが追加されるたびに、新たなT D D Sが記録されることになる。従って図9のT D M A内では、最後に追加されたスペースビットマップ又はT D F L内のT D D Sが最新のT D D Sとなり、その中で最新のスペースビットマップ及びT D F Lが示されることになる。 40

【0084】

3-2 I S A及びO S A

図13にI S AとO S Aの位置を示す。

I S A (インナースペアエリア：内周側交替領域) およびO S A (アウトースペアエリア：外周側交替領域) は欠陥クラスタの交替処理のための交替領域としてデータゾーン内に確保される領域である。

また I S A と O S A は、記録済みアドレスに対する書き込み、つまりデータ書換の要求があった場合に、対象アドレスに書き込むデータを実際に記録するための交替領域としても使用する。

【0085】

図13(a)は1層ディスクの場合であり、I S A はデータゾーンの最内周側に設けられ、O S A はデータゾーンの最外周側に設けられる。

【0086】

図13(b)は2層ディスクの場合であり、I S A 0 はレイヤ0のデータゾーンの最内周側に設けられ、O S A 0 はレイヤ0のデータゾーンの最外周側に設けられる。また I S A 1 はレイヤ1のデータゾーンの最内周側に設けられ、O S A 1 はレイヤ1のデータゾーンの最外周側に設けられる。

10

2層ディスクにおいて、I S A 0 と I S A 1 の大きさは異なる場合もある。O S A 0 と O S A 1 の大きさは同一である。

【0087】

I S A (又は I S A 0, I S A 1), O S A (又は O S A 0, O S A 1) のサイズは上述の D D S, T D D S 内で定義される。

I S A の大きさ(サイズ)は初期化時に決定され、その後の大きさも固定であるが、O S A の大きさはデータを記録した後でも、変更することが可能である。つまり T D D S の更新の際に、T D D S 内に記録する O S A のサイズの値を変更することで、O S A サイズを拡大することなどが可能とされる。

20

【0088】

これら I S A、O S A を用いた交替処理は、次のように行われる。データ書換の場合を例に挙げる。例えばユーザーデータ領域における既にデータ記録が行われたクラスタに対してデータ書込、つまり書換の要求が発生したとする。この場合、ライトワンスディスクであることからそのクラスタには書き込みできないため、その書換データは I S A 又は O S A 内の或るクラスタに書き込まれるようにする。これが交替処理である。

この交替処理が上記の交替アドレス情報 a t i のエントリとして管理される。つまり元々データ記録が行われていたクラスタアドレスが交替元、I S A 又 O S A 内に書換データを書き込んだクラスタアドレスが交替先として、1つの交替アドレス情報 a t i がエントリされる。

30

つまり、データ書換の場合は、書換データを I S A 又は O S A に記録し、かつ当該書換によるデータ位置の交替を T D M A 内の T D F L における交替アドレス情報 a t i で管理するようにすることで、ライトワンス型のディスクでありながら、実質的に(例えばホストシステムの O S、ファイルシステム等から見て)データ書換を実現するものである。

【0089】

欠陥管理の場合も同様で、或るクラスタが欠陥領域とされた場合、そこに書き込むべきデータは、交替処理により I S A 又 O S A 内の或るクラスタに書き込まれる。そしてこの交替処理の管理のために1つの交替アドレス情報 a t i がエントリされる。

【0090】

3-3 T D M A の使用方式

40

上述のように T D M A においては、データ書込や交替処理に応じて、スペースビットマップや T D F L が随時更新されていく。

図14に、T D M A における更新の様子を示す。

図14(a)には、T D M A 内にスペースビットマップ(レイヤ0用)、スペースビットマップ(レイヤ1)用、T D F L が記録された状態を示している。

上述のごとく、これらの各情報の最終セクタには、テンポラリ D D S (T D D S) が記録されている。これらを T D D S 1, T D D S 2, T D D S 3 として示している。

【0091】

この図14(a)の場合、T D F L が最新の書込データであるため、T D F L の最終セクタの T D D S 3 が、最新の T D D S である。

50

図12で説明したように、このTDDSには、有効な最新のスペースビットマップの位置を示す情報(AD BP0、AD BP1)、有効な最新のTDFLの位置を示す情報(AD DFL)を有するが、TDDS3においては、それぞれ実線(AD BP0)、破線(AD BP1)、一点鎖線(AD DFL)で示すように、有効な情報を示すことになる。つまりこの場合、TDDS3では、アドレス(AD DFL)により自身を含むTDFLを有効なTDFLと指定する。またスペースビットマップ(レイヤ0用)、スペースビットマップ(レイヤ1)用を、それぞれ有効なスペースビットマップとして、アドレス(AD BP0、AD BP1)で指定する。

【0092】

この後、データ書込が行われ、スペースビットマップ(レイヤ0用)が更新のため追加されたとする。すると図14(b)のように空き領域の先頭に新たなスペースビットマップ(レイヤ0用)が記録される。この場合、その最終セクタのTDDS4が最新のTDDSとなり、その中のアドレス(AD BP0、AD BP1、AD DFL)により有効な情報を指定する。

10

この場合TDDS4では、アドレス(AD BP0)により自身を含むスペースビットマップ(レイヤ0用)を有効な情報と指定する。またアドレス(AD BP1、AD DFL)により図14(a)と同じスペースビットマップ(レイヤ1)用と、TDFLを有効な情報として指定する。

【0093】

さらにその後、データ書込が行われ、スペースビットマップ(レイヤ0用)が再び更新のため追加されたとする。すると図14(c)のように空き領域の先頭に新たなスペースビットマップ(レイヤ0用)が記録される。この場合、その最終セクタのTDDS5が最新のTDDSとなり、その中のアドレス(AD BP0、AD BP1、AD DFL)により有効な情報を指定する。

20

この場合TDDS4では、アドレス(AD BP0)により自身を含むスペースビットマップ(レイヤ0用)を有効な情報と指定する。またアドレス(AD BP1、AD DFL)により図14(a)(b)と同じスペースビットマップ(レイヤ1)用と、TDFLを有効な情報として指定する。

【0094】

例えばこのように、TDFL/スペースビットマップ更新処理に応じては、その最新の情報の最後のセクタにおけるTDDSで、TDMA内の有効な情報(TDFL/スペースビットマップ)が示されるものとなる。有効な情報とは、更新過程(=ファイナライズ前)の最新のTDFL/スペースビットマップである。従ってディスクドライブ装置側は、TDMA内では、記録された最後のTDFL又はスペースビットマップにおけるTDDSを参照して、有効なTDFL/スペースビットマップを把握できる。

30

【0095】

ところで、この図14は2層ディスクの場合を述べた。つまりスペースビットマップ(レイヤ0用)とスペースビットマップ(レイヤ1用)が記録される場合である。

この2つのスペースビットマップ及びTDFLは、最初はレイヤ0のTDMA内に記録される。つまり、レイヤ0のTDMAのみが使用されて、図14のようにTDFL/スペースビットマップが更新の度に追加記録されていく。

40

第2層目であるレイヤ1におけるTDMAが使用されるのは、レイヤ0のTDMAが消尽された後となる。

そして、レイヤ1のTDMAでも、TDFL/スペースビットマップが先頭から順番に使用されて記録が行われる。

【0096】

図15には、レイヤ0のTDMAが、TDFL/スペースビットマップのN回の記録によって使い尽くされた状態を示している。これは、図14(c)の後、スペースビットマップ(レイヤ1用)が連続して更新されていった場合としている。

この図15では、レイヤ0のTDMAが消尽された後、2回のスペースビットマップ(レ

50

イヤ1用)の記録が、さらにレイヤ1のTDMAに行われた状態を示している。このとき、最新のスペースビットマップ(レイヤ1用)の最終セクタのTDDS_{N+2}が最新のTDDSである。

この最新のTDDSによって、上記図14の場合と同様、実線(AD BP0)、破線(AD BP1)、一点鎖線(AD DFL)で示すように、有効な情報を示すことになる。つまりこの場合、TDDS_{N+2}では、アドレス(AD BP1)により自身を含むスペースビットマップ(レイヤ1用)を有効な情報と指定する。またアドレス(AD BP0、AD DFL)により図14(c)と同じスペースビットマップ(レイヤ0用)と、TDFLを有効な情報(更新された最新の情報)として指定する。

【0097】

もちろんその後も、TDFL、スペースビットマップ(レイヤ0用)、スペースビットマップ(レイヤ1用)が更新される場合は、レイヤ1のTDMAの空き領域の先頭から順番に使われていく。

【0098】

このように、各記録層(レイヤ0, 1)に設けられるTDMAでは、これらは順番に消尽されていきながらTDFL/スペースビットマップの更新に使用される。これにより、各記録層のTDMAを合わせて1つの大きなTDMAとして使用することになり、複数のTDMAを効率的に活用できる。

またレイヤ0, 1のTDMAに関わらず、単に記録された最後のTDDSを探すことで、有効なTDFL/スペースビットマップが把握できる。

【0099】

なお、実施の形態では1層ディスクと2層ディスクを想定しているが、3層以上の記録層を有するディスクも考えられる。

その場合も各層のTDMAは、上記同様に順番に消尽されながら使用されていくようにすればよい。

【0100】

4. ディスクドライブ装置

次に、上記のようなライトワンス型のディスクに対応するディスクドライブ装置(記録再生装置)を説明していく。

本例のディスクドライブ装置は、ライトワンス型のディスク、例えば図1のプリレコード情報領域PICのみが形成されている状態であって、ライトワンス領域は何も記録されていない状態のディスクに対してフォーマット処理を行うことで、図1で説明した状態のディスクレイアウトを形成することができるものとし、また、そのようなフォーマット済のディスクに対してユーザーデータ領域にデータの記録再生を行なう。必要時において、TDMA、ISA、OSAへの記録/更新も行うものである。

【0101】

図16はディスクドライブ装置の構成を示す。

ディスク1は上述したライトワンス型のディスクである。ディスク1は、図示しないターンテーブルに積載され、記録/再生動作時においてスピンドルモータ52によって一定線速度(CLV)で回転駆動される。

そして光学ピックアップ(光学ヘッド)51によってディスク1上のグルーブトラックのウォブリングとして埋め込まれたADIPアドレスやプリレコード情報としての管理/制御情報の読み出しがおこなわれる。

また初期化フォーマット時や、ユーザーデータ記録時には光学ピックアップによってライトワンス領域におけるトラックに、管理/制御情報やユーザーデータが記録され、再生時には光学ピックアップによって記録されたデータの読出が行われる。

【0102】

ピックアップ51内には、レーザ光源となるレーザダイオードや、反射光を検出するためのフォトディテクタ、レーザ光の出力端となる対物レンズ、レーザ光を対物レンズを介してディスク記録面に照射し、またその反射光をフォトディテクタに導く光学系(図示せず

10

20

30

40

50

）が形成される。

【0103】

ピックアップ51内において対物レンズは二軸機構によってトラッキング方向及びフォーカス方向に移動可能に保持されている。

またピックアップ51全体はスレッド機構53によりディスク半径方向に移動可能とされている。

またピックアップ51におけるレーザダイオードはレーザドライバ63からのドライブ信号（ドライブ電流）によってレーザ発光駆動される。

【0104】

ディスク1からの反射光情報はピックアップ51内のフォトディテクタによって検出され、受光光量に応じた電気信号とされてマトリクス回路54に供給される。 10

マトリクス回路54には、フォトディテクタとしての複数の受光素子からの出力電流に対応して電流電圧変換回路、マトリクス演算／増幅回路等を備え、マトリクス演算処理により必要な信号を生成する。

例えば再生データに相当する高周波信号（再生データ信号）、サーボ制御のためのフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号などを生成する。

さらに、グループのウォブリングに係る信号、即ちウォブリングを検出する信号としてプッシュプル信号を生成する。

なお、マトリクス回路54は、ピックアップ51内に一体的に構成される場合もある。

【0105】

マトリクス回路54から出力される再生データ信号はリーダ／ライタ回路55へ、フォーカスエラー信号及びトラッキングエラー信号はサーボ回路61へ、プッシュプル信号はウォブル回路58へ、それぞれ供給される。 20

【0106】

リーダ／ライタ回路55は、再生データ信号に対して2値化処理、PLLによる再生クロック生成処理等を行い、ピックアップ51により読み出されたデータを再生して、変復調回路56に供給する。

変復調回路56は、再生時のデコーダとしての機能部位と、記録時のエンコーダとしての機能部位を備える。

再生時にはデコード処理として、再生クロックに基づいてランレングスリミテッドコードの復調処理を行う。 30

またECCエンコーダ／デコーダ57は、記録時にエラー訂正コードを付加するECCエンコード処理と、再生時にエラー訂正を行うECCデコード処理を行う。

再生時には、変復調回路56で復調されたデータを内部メモリに取り込んで、エラー検出／訂正処理及びデインターリーブ等の処理を行い、再生データを得る。

ECCエンコーダ／デコーダ57で再生データにまでデコードされたデータは、システムコントローラ60の指示に基づいて、読み出され、接続された機器、例えばAV（Audio-Visual）システム120に転送される。

【0107】

グループのウォブリングに係る信号としてマトリクス回路54から出力されるプッシュプル信号は、ウォブル回路58において処理される。ADIP情報としてのプッシュプル信号は、ウォブル回路58においてADIPアドレスを構成するデータストリームに復調されてアドレスデコーダ59に供給される。 40

アドレスデコーダ59は、供給されるデータについてのデコードを行い、アドレス値を得て、システムコントローラ60に供給する。

またアドレスデコーダ59はウォブル回路58から供給されるウォブル信号を用いたPLL処理でクロックを生成し、例えば記録時のエンコードクロックとして各部に供給する。

【0108】

また、グループのウォブリングに係る信号としてマトリクス回路54から出力されるプッシュプル信号として、プリレコード情報PICとしてのプッシュプル信号は、ウォブ 50

ル回路58においてバンドパスフィルタ処理が行われてリーダ／ライタ回路55に供給される。そして2値化され、データビットストリームとされた後、ECCエンコーダ／デコーダ57でECCデコード、デインターリーブされて、プリレコード情報としてのデータが抽出される。抽出されたプリレコード情報はシステムコントローラ60に供給される。

システムコントローラ60は、読み出されたプリレコード情報に基づいて、各種動作設定処理やコピープロテクト処理等を行うことができる。

【0109】

記録時には、AVシステム120から記録データが転送されてくるが、その記録データはECCエンコーダ／デコーダ57におけるメモリに送られてバッファリングされる。

この場合ECCエンコーダ／デコーダ57は、バッファリングされた記録データのエンコード処理として、エラー訂正コード付加やインターリーブ、サブコード等の付加を行う。

またECCエンコードされたデータは、変復調回路56において例えばRL(1-7)PP方式の変調が施され、リーダ／ライタ回路55に供給される。

記録時においてこれらのエンコード処理のための基準クロックとなるエンコードクロックは上述したようにウォブル信号から生成したクロックを用いる。

【0110】

エンコード処理により生成された記録データは、リーダ／ライタ回路55で記録補償処理として、記録層の特性、レーザー光のスポット形状、記録線速度等に対する最適記録パワーの微調整やレーザドライブパルス波形の調整などが行われた後、レーザドライブパルスとしてレーザドライバ63に送られる。

レーザドライバ63では供給されたレーザドライブパルスをピックアップ51内のレーザダイオードに与え、レーザ発光駆動を行う。これによりディスク1に記録データに応じたピットが形成されることになる。

【0111】

なお、レーザドライバ63は、いわゆるAPC回路(Auto Power Control)を備え、ピックアップ51内に設けられたレーザパワーのモニタ用ディテクタの出力によりレーザ出力パワーをモニターしながらレーザーの出力が温度などによらず一定になるように制御する。記録時及び再生時のレーザー出力の目標値はシステムコントローラ60から与えられ、記録時及び再生時にはそれぞれレーザ出力レベルが、その目標値になるように制御する。

【0112】

サーボ回路61は、マトリクス回路54からのフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号から、フォーカス、トラッキング、スレッドの各種サーボドライブ信号を生成しサーボ動作を実行させる。

即ちフォーカスエラー信号、トラッキングエラー信号に応じてフォーカスドライブ信号、トラッキングドライブ信号を生成し、ピックアップ51内の二軸機構のフォーカスコイル、トラッキングコイルを駆動することになる。これによってピックアップ51、マトリクス回路54、サーボ回路61、二軸機構によるトラッキングサーボループ及びフォーカスサーボループが形成される。

【0113】

またサーボ回路61は、システムコントローラ60からのトラックジャンプ指令に応じて、トラッキングサーボループをオフとし、ジャンプドライブ信号を出力することで、トラックジャンプ動作を実行させる。

【0114】

またサーボ回路61は、トラッキングエラー信号の低域成分として得られるスレッドエラー信号や、システムコントローラ60からのアクセス実行制御などに基づいてスレッドドライブ信号を生成し、スレッド機構53を駆動する。スレッド機構53には、図示しないが、ピックアップ51を保持するメインシャフト、スレッドモータ、伝達ギア等による機構を有し、スレッドドライブ信号に応じてスレッドモータを駆動することで、ピックアッ

10

20

30

40

50

プ 5 1 の所要のスライド移動が行なわれる。

【 0 1 1 5 】

スピンドルサーボ回路 6 2 はスピンドルモータ 2 を C L V 回転させる制御を行う。

スピンドルサーボ回路 6 2 は、ウォブル信号に対する P L L 処理で生成されるクロックを、現在のスピンドルモータ 5 2 の回転速度情報として得、これを所定の C L V 基準速度情報と比較することで、スピンドルエラー信号を生成する。

またデータ再生時においては、リーダ／ライタ回路 5 5 内の P L L によって生成される再生クロック（デコード処理の基準となるクロック）が、現在のスピンドルモータ 5 2 の回転速度情報となるため、これを所定の C L V 基準速度情報と比較することでスピンドルエラー信号を生成することもできる。

そしてスピンドルサーボ回路 6 2 は、スピンドルエラー信号に応じて生成したスピンドルドライブ信号を出力し、スピンドルモータ 6 2 の C L V 回転を実行させる。

またスピンドルサーボ回路 6 2 は、システムコントローラ 6 0 からのスピンドルキック／ブレーキ制御信号に応じてスピンドルドライブ信号を発生させ、スピンドルモータ 2 の起動、停止、加速、減速などの動作も実行させる。

【 0 1 1 6 】

以上のようなサーボ系及び記録再生系の各種動作はマイクロコンピュータによって形成されたシステムコントローラ 6 0 により制御される。

システムコントローラ 6 0 は、A V システム 1 2 0 からのコマンドに応じて各種処理を実行する。

【 0 1 1 7 】

例えば A V システム 1 2 0 から書込命令（ライトコマンド）が出されると、システムコントローラ 6 0 は、まず書き込むべきアドレスにピックアップ 5 1 を移動させる。そして E C C エンコーダ／デコーダ 5 7、変復調回路 5 6 により、A V システム 1 2 0 から転送されてきたデータ（例えば M P E G 2 などの各種方式のビデオデータや、オーディオデータ等）について上述したようにエンコード処理を実行させる。そして上記のようにリーダ／ライタ回路 5 5 からのレーザドライブパルスがレーザドライバ 6 3 に供給されることで、記録が実行される。

【 0 1 1 8 】

また例えば A V システム 1 2 0 から、ディスク 1 に記録されている或るデータ（M P E G 2 ビデオデータ等）の転送を求めるリードコマンドが供給された場合は、まず指示されたアドレスを目的としてシーク動作制御を行う。即ちサーボ回路 6 1 に指令を出し、シークコマンドにより指定されたアドレスをターゲットとするピックアップ 5 1 のアクセス動作を実行させる。

その後、その指示されたデータ区間のデータを A V システム 1 2 0 に転送するために必要な動作制御を行う。即ちディスク 1 からのデータ読出を行い、リーダ／ライタ回路 5 5、変復調回路 5 6、E C C エンコーダ／デコーダ 5 7 におけるデコード／バッファリング等を実行させ、要求されたデータを転送する。

【 0 1 1 9 】

なお、これらのデータの記録再生時には、システムコントローラ 6 0 は、ウォブル回路 5 8 及びアドレスデコーダ 5 9 によって検出される A D I P アドレスを用いてアクセスや記録再生動作の制御を行うことができる。

【 0 1 2 0 】

また、ディスク 1 が装填された際など所定の時点で、システムコントローラ 6 0 は、ディスク 1 の B C A において記録されたユニーク I D や（B C A が形成されている場合）、再生専用領域にウォブリンググループとして記録されているプリレコードド情報（P I C）の読出を実行させる。

その場合、まず B C A、プリレコードドデータゾーン P R を目的としてシーク動作制御を行う。即ちサーボ回路 6 1 に指令を出し、ディスク最内周側へのピックアップ 5 1 のアクセス動作を実行させる。

10

20

30

40

50

その後、ピックアップ51による再生トレースを実行させ、反射光情報としてのプッシュプル信号を得、ウォブル回路58、リーダ／ライタ回路55、ECCエンコーダ／デコーダ57によるデコード処理を実行させ、BCA情報やプリレコード情報としての再生データを得る。

システムコントローラ60はこのようにして読み出されたBCA情報やプリレコード情報に基づいて、レーザパワー設定やコピープロテクト処理等を行う。

【0121】

図16ではシステムコントローラ60内にキャッシュメモリ60aを示している。このキャッシュメモリ60aは、例えばディスク1のTDMAから読み出したTDFL／スペースビットマップの保持や、その更新に利用される。

10

システムコントローラ60は、例えばディスク1が装填された際に各部を制御してTDMAに記録されたTDFL／スペースビットマップの読出を実行させ、読み出された情報をキャッシュメモリ60aに保持する。

その後、データ書換や欠陥による交替処理が行われた際には、キャッシュメモリ60a内のTDFL／スペースビットマップを更新していく。

例えばデータの書込や、データ書換等で交替処理が行われ、スペースビットマップ又はTDFLの更新を行う際に、その都度ディスク1のTDMAにおいて、TDFL又はスペースビットマップを追加記録しても良いのであるが、そのようにすると、ディスク1のTDMAの消費が早まってしまう。

そこで、例えばディスク1がディスクドライブ装置からイジェクト（排出）されるまでの間は、キャッシュメモリ60a内でTDFL／スペースビットマップの更新を行っておく。そしてイジェクト時などにおいて、キャッシュメモリ60a内の最終的な（最新の）TDFL／スペースビットマップを、ディスク1のTDMAに書き込むようにする。すると、多数回のTDFL／スペースビットマップの更新がまとめられてディスク1上で更新されることになり、ディスク1のTDMAの消費を低減できることになる。

20

後述する記録等の動作処理では、このようにキャッシュメモリ60aを利用してディスク1のTDMAの消費を低減させる方式に則して説明する。但しもちろん本発明としては、キャッシュメモリ60aを使用せずに、TDFL／スペースビットマップの更新を毎回ディスク1への書込として行うようにしてもよい。

【0122】

30

ところで、この図16のディスクドライブ装置の構成例は、AVシステム120に接続されるディスクドライブ装置の例としたが、本発明のディスクドライブ装置としては例えばパーソナルコンピュータ等と接続されるものとしてもよい。さらには他の機器に接続されない形態もあり得る。その場合は、操作部や表示部が設けられたり、データ入出力のインターフェース部位の構成が、図40とは異なるものとなる。つまり、ユーザーの操作に応じて記録や再生が行われるとともに、各種データの入出力のための端子部が形成されればよい。

もちろん構成例としては他にも多様に考えられ、例えば記録専用装置、再生専用装置としての例も考えられる。

【0123】

40

5. 本例のTDMA方式に対応する動作

5-1 データ書込

続いて、ディスクドライブ装置によるディスク1に対するデータ記録時のシステムコントローラ60の処理を図17～図20で説明する。

なお、以下説明するデータ書込処理が行われる時点では、ディスク1が装填され、かつ、その装填時のディスク1のTDMAに記録されていたTDFL／スペースビットマップがキャッシュメモリ60aに読み込まれている状態であるとする。

また、通常、AVシステム120等のホスト機器からの書込要求や読出要求の際には、その対象とするアドレスを論理セクタアドレスで指定してくる。ディスクドライブ装置は、これを物理セクタアドレスに変換して処理を行うが、その論理－物理アドレス変換につい

50

ては、逐次述べることを省略する。

なお、ホスト側から指定された論理セクタアドレスを、物理セクタアドレスに変換するには、論理セクタアドレスにTDDS内に記録された「ユーザデータ領域の開始物理セクタアドレス」を加えればよい。

【0124】

システムコントローラ60に対して、AVシステム120等のホスト機器から或るアドレスNに対する書き込み要求が来たとする。

この場合システムコントローラ60において図17の処理が開始される。まずステップF101では、キャッシュメモリ60aに取り込んである（或いはキャッシュメモリ60aで更新された最新の）スペースビットマップを参照して、指定されたアドレス（クラスタ）が記録済か未記録かを確認する。

もし未記録であればステップF102に進み、図18に示すユーザデータ書き込み処理へ進む。

一方、記録済みであれば、その指定されたアドレスに今回のデータ書込を行うことはできないため、ステップF103に進み、図19に示す上書き処理へ進む。

【0125】

図18のユーザデータ書込処理は、未だ記録が行われていないアドレスに対する書込命令となった場合であるため、通常の手続きとなる。但し書込時にディスク上の傷などによるエラーが生じた場合、交替処理が行われる場合がある。

システムコントローラ60は、まずステップF111で、指定されたアドレスに対して、データ書込を行う制御を実行する。つまりピックアップ51を指定されたアドレスにアクセスさせて、書込が要求されたデータの記録を実行させる。

【0126】

データ書込が正常に終了した場合は、ステップF112からF113に進み、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップの更新を行う。つまりスペースビットマップにおいて、今回書き込んだクラスタに相当するビットを、書込済を示す値にする。

以上で書込要求に対する処理を終える。

【0127】

ところが、ステップF111でのデータ書込が正常に終了できなかった場合であり、かつ交替処理機能がオンとされている場合は、ステップF113からF114に進む。

なおステップF112で交替処理機能が有効となっているか否かは、ISA、OSAが定義されているか否かで判断する。ISA又はOSAの少なくとも一方が定義されていれば、交替処理が可能であるため、交替処理機能が有効であるとする。

ISA、OSAが定義されているとは、上記のTDMA内のTDDSでISA、OSAのサイズがゼロではない場合のことである。つまりディスク1のフォーマット時にISA、OSAの少なくとも一方が、実際に存在する（サイズがゼロではない）交替領域として定義されて、最初のTDMAが記録された場合である。又はTDMA内でTDDSが更新された際に、例えばOSAが再定義されてサイズ＝ゼロではなくなっていた場合である。

結局、ISA、OSAの少なくとも一方が存在すれば、交替処理機能オンと判断してステップF114に進むことになる。

【0128】

なおステップF112で、交替処理機能が無効とされた場合（ISA、OSAの両方が存在しない場合）には、ステップF113に進むことになり、この場合、キャッシュメモリ60a内のスペースビットマップにおいて、指定されたアドレスに該当するビットを記録済みにして終了する。書込要求に対してはエラー終了となる。

この場合、書込エラーであったにもかかわらず、スペースビットマップについては、正常終了時と同様に、書込済のフラグを立てる。これは、欠陥領域をスペースビットマップで書込済として管理させるものとなる。これによって、当該エラーが生じた欠陥領域に対する書込要求があったとしても、スペースビットマップを参照した処理により、効率的な処理が可能となる。

10

20

30

40

50

【0129】

ステップF112で交替処理機能がオンと判断され、ステップF114に進んだ場合は、まず実際に交替処理が可能であるか否かを判断する。

交替処理を行うためには、スペアエリア（ISAとOSAのいずれか）に、少なくとも今回のデータ書込を行う空きがあり、且つその交替処理を管理する交替アドレス情報a t iのエントリを追加する（つまりTDFLを更新する）余裕がTDMAに存在することが必要となる。

OSA又はISAに空きが存在するか否かの判別は、図11に示したディフェクトリスト管理情報内の、図7に示したISA/OSAの未記録クラスタ数を確認することで可能である。

10

【0130】

ISA或いはOSAの少なくとも一方に空きがあり、かつTDMAに更新のための空きがあれば、システムコントローラ60の処理はステップF114からF115に進み、ピックアップ51をISA又はOSAにアクセスさせて、今回書込が要求されたデータを、ISA或いはOSA内の空きアドレスへ記録させる。次にステップF116では、今回の交替処理を伴う書込に応じて、TDFLとスペースビットマップの更新をキャッシュメモリ60a内で実行する。

即ち、今回の交替処理を示す図8の交替アドレス情報a t iを新たに追加するようにTDFLの内容を更新する。またこれに応じて、図7のディフェクトリスト管理情報内のディフェクトリスト登録数の加算、及びISA/OSAの未記録クラスタ数の値の減算を行う。1クラスタの交替処理の場合、ディフェクトリスト登録数に1を加え、さらにISA/OSAの未記録クラスタ数の値を1減らすことになる。

20

なお、交替アドレス情報a t iの生成処理については後述する。

また、スペースビットマップについては、書込要求されて書込エラーとなったアドレス（クラスタ）、及びISA又はOSA内で実際にデータを書き込んだアドレス（クラスタ）に該当するビットを記録済みにする。

そして、書込要求に対する処理を終える。この場合、書込要求に対して指定されたアドレスについては書込エラーとなったが、交替処理によりデータ書込が完了したことになる。ホスト機器から見れば、通常に書込が完了したものとなる。

【0131】

30

一方、ステップF114でスペアエリア（ISA又はOSA）に空きが無いか、或いはTDMAにおいてTDFLの更新のための空きがないとされた場合は、もはや交替処理ができないものであるため、ステップF117に進んで、ホスト機器に対してエラーを返し、処理を終了する。

【0132】

上記図17のステップF101で、ホスト機器より書込のために指定されたアドレスがスペースビットマップによって書込済であると判断され、ステップF103に進んだ場合は、図19の上書き機能処理を行う。

その場合システムコントローラ60は、まずステップF121で上書、つまりデータ書換の機能が有効で有るか否かを判断する。この判断は、図12に示したTDDS内の上書き機能使用可否フラグを確認するものとなる。

40

上書き機能使用可否フラグが「1」でなければ（有効でなければ）、ステップF122に進んで、アドレスの指定が間違えているとして、ホスト機器にエラーを返し、処理を終了する。

【0133】

上書き機能使用可否フラグが「1」であれば、書換機能が有効として書き換え機能の処理を開始する。

この場合、ステップF123に進み、まず実際にデータ書換のための交替処理が可能であるか否かを判断する。この場合も、交替処理を行うためには、スペアエリア（ISAとOSAのいずれか）に、少なくとも今回のデータ書込を行う空きがあり、且つその交替処理

50

を管理する交替アドレス情報 a t i のエントリを追加する（つまり T D F L を更新する）余裕が T D M A に存在することが必要となる。

【0134】

I S A 或いは O S A の少なくとも一方に空きがあり、かつ T D M A に更新のための空きがあれば、システムコントローラ 6 0 の処理はステップ F 1 2 3 から F 1 2 4 に進み、ピックアップ 5 1 を I S A 又は O S A にアクセスさせて、今回書込が要求されたデータを、I S A 或いは O S A 内の空きアドレスへ記録させる。次にステップ F 1 2 5 では、今回のデータ書換のために行った交替処理に応じて、T D F L とスペースビットマップの更新をキャッシュメモリ 6 0 a 内で実行する。

即ち、今回の交替処理を示す図 8 の交替アドレス情報 a t i を新たに追加するように T D F L の内容を更新する。 10

但し、同一アドレスに対して既にデータ書換が行われ、その交替処理に係る交替アドレス情報 a t i がエントリされている場合があるので、まず T D F L 内に登録されている交替アドレス情報 a t i のうちで交替元アドレスが該当するエントリを検索する。もし交替元アドレスが該当する交替アドレス情報 a t i が既に登録されていれば、その交替アドレス情報 a t i における交替先アドレスを、今回記録した I S A または O S A のアドレスに変更する。この時点では、更新はキャッシュメモリ 6 0 a 内で行うものであるため、既にエントリされている交替アドレス情報 a t i の交替先アドレスを変更することは可能である。（なお、キャッシュメモリ 6 0 a を使用せず、毎回ディスク 1 上で更新する場合は、旧エントリを削除し、新規エントリを追加した T D F L を追記するかたちとなる） 20

【0135】

また交替アドレス情報 a t i を追加する場合は、図 7 のディフェクトリスト管理情報内のディフェクトリスト登録数の加算を行う。また I S A / O S A の未記録クラスタ数の値の減算を行う。

スペースビットマップについては、データ書換のために交替処理によって I S A 又は O S A 内で実際にデータを書き込んだアドレス（クラスタ）に該当するビットを記録済みにする。

そして、書込要求に対する処理を終える。このような処理により、既に記録済のアドレスに対する書込要求、即ちデータ書換要求があった場合も、システムコントローラ 6 0 は、I S A 、 O S A を利用して対応できるものとなる。 30

【0136】

一方、ステップ F 1 2 3 で O S A 、 I S A の両方に空き領域が無い場合、或いは T D M A に更新のための空き領域が無い場合は、交替処理が不能でデータ書換に対応できないため、ステップ F 1 2 6 に進んで、書き込み領域がないとしてエラーをホストシステムに返し、処理を終了する。

【0137】

ところで、図 1 8 のステップ F 1 1 6、及び図 1 9 のステップ F 1 2 5 では、交替処理に応じて新たに交替アドレス情報 a t i を生成するが、その際のシステムコントローラ 6 0 の処理は図 2 0 のようになる。

ステップ F 1 5 1 では、交替処理を行う対象のクラスタが、複数の物理的に連続したクラスタであるか否かを判断する。 40

1 つのクラスタ、又は物理的に連続しない複数のクラスタの交替処理の場合は、ステップ F 1 5 4 に進んで、1 又は複数のクラスタについてそれぞれ交替アドレス情報 a t i を生成する。この場合、通常の交替処理として、交替アドレス情報 a t i のステータス 1 = 「0 0 0 0」とされる（図 8 参照）。そしてステップ F 1 5 5 で、生成した交替アドレス情報 a t i を T D F L に追加する。

一方、物理的に連続する複数クラスタの交替処理の場合（交替元、交替先で共に物理的に連続する場合）は、ステップ F 1 5 2 に進んで、まず連続するクラスタの先頭クラスタについて、交替アドレス情報 a t i を生成する。ステータス 1 = 「0 1 0 1」とする。次にステップ F 1 5 3 で、連続するクラスタの終端クラスタについて、交替アドレス情報 a t 50

i を生成する。ステータス 1 = 「1 0 1 0」とする。そしてステップ F 1 5 5 で、生成した 2 つの交替アドレス情報 a t i を T D F L に追加する。

このような処理を行うことで、物理的に連続したクラスタの交替処理の場合は、3 以上のクラスタについても、2 つの交替アドレス情報 a t i で管理できるものとなる。

【0 1 3 8】

5-2 データ読出

続いて、ディスクドライブ装置によるディスク 1 に対するデータ再生時のシステムコントローラ 6 0 の処理を図 2 1 で説明する。

【0 1 3 9】

システムコントローラ 6 0 に対して、A V システム 1 2 0 等のホスト機器から或るアドレスに対する読出要求が来たとする。 10

この場合システムコントローラ 6 0 の処理はステップ F 2 0 1 でスペースビットマップを参照して、要求されたアドレスがデータ記録済であるか否かを確認する。

もし、要求されたアドレスがデータ未記録であったとしたら、ステップ F 2 0 2 に進み、指定されたアドレスが誤っているとして、ホスト機器にエラーを返して処理を終了する。指定されたアドレスが記録済みである場合、ステップ F 2 0 3 に進んで、T D F L 内に記録されている交替アドレス情報 a t i を検索し、交替元アドレスとして、今回指定されたアドレスが登録されているか否かを確認する。

【0 1 4 0】

指定されたアドレスが、交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスではなかった場合は、ステップ F 2 0 3 から F 2 0 4 に進み、指定されたアドレスからデータ再生を行って処理を終える。 20

これは、ユーザーデータ領域に対する通常の再生処理となる。

【0 1 4 1】

一方、ステップ F 2 0 3 で、読出要求に係るアドレスが交替アドレス情報 a t i に登録されたアドレスであった場合は、ステップ F 2 0 3 から F 2 0 5 に進み、当該交替アドレス情報 a t i から、交替先アドレスを取得する。即ち I S A 又は O S A 内のアドレスである。

そしてシステムコントローラ 6 0 は、ステップ F 2 0 6 で、交替先アドレスとして登録されている I S A 又は O S A 内のアドレスからデータ読出を実行させ、再生データを A V システム 1 2 0 等のホスト機器に転送して処理を終える。 30

このような処理により、既にデータ書換が実行された後において、そのデータの再生が要求された場合も、適切に最新のデータを再生し、ホスト機器に転送できるものとなる。

【0 1 4 2】

5-3 T D F L / スペースビットマップ更新

上記処理例では、データ書込のために交替処理を行った場合の T D F L や、データ書込に対応するスペースビットマップの更新はキャッシュメモリ 6 0 a 内で行うようにした。この場合、ある時点で、キャッシュメモリ 6 0 a 内で更新された内容をディスク 1 の T D M A に記録する必要がある。つまりディスク 1 上で、記録済状況や、交替処理による管理状況を更新する必要がある。 40

このディスク 1 に対する T D M A の更新記録を実行する時点は特に限定されないが、例えばディスク 1 をイジェクトする際に行うことが最も好適となる。もちろんイジェクトに関わらず、ディスクドライブ装置が電源オフとされる際に行ったり、或いは定期的に行っても良い。

【0 1 4 3】

図 2 2 では、ディスク 1 上の T D M A を更新する処理を示している。

イジェクト等の場合には、システムコントローラ 6 0 は、T D M A の内容、つまり T D F L やスペースビットマップを更新する必要があるか否かを判別し、必要に応じて T D M A 内の情報の更新処理を行う。

イジェクト時等には、システムコントローラ 6 0 は図 2 2 のステップ F 3 0 1 から、T D 50

FL/スペースビットマップの更新処理を実行する。

まずステップF302では、キャッシュメモリ60a内でTDFLが更新されたか否かを確認する。TDFLが更新されている場合、ステップF303に進んで、更新されたTDFLの最終セクタに、TDDS（図12参照）を追加する。そしてステップF304で、ピックアップ51により、ディスク1のTDMA内で、空き領域の先頭から、TDFLを記録させる。

なお、このとき、TDMA内でデータ記録を行うことになるため、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップを更新する。

【0144】

このようにTDFLを記録してステップF305に進んだ場合、或いはTDFLの更新が無く、ステップF302からF305に進んだ場合は、キャッシュメモリ60a内でスペースビットマップが更新されているか否かを確認する。 10

上記のようにTDFLが更新された場合は、少なくともその際にスペースビットマップが更新されている。また、それは交替処理があった場合であるので、交替処理に応じてスペースビットマップが更新されている。

さらに、スペースビットマップは交替処理が無くとも、データ書込に応じて更新される。これらの状況で、キャッシュメモリ60a内のスペースビットマップが更新されているのであれば、ステップF306に進む。そしてキャッシュメモリ60a内のスペースビットマップの最終セクタに、TDDS（図12参照）を追加したうえで、ステップF307で、ピックアップ51により、ディスク1のTDMA内の空き領域の先頭からスペースビットマップを記録させる。そしてイジェクト時等のTDMAへの書込を終える。 20

なお、ディスク1が装填された以降、データ書込が1回もなかった場合は、図22の処理はステップF302→F305→終了としてTDMA書込は行われない。

【0145】

ディスク1のTDMAに対する、ステップF304でのTDFLの記録、及びステップF307でのスペースビットマップの記録については、図14、図15で説明したように、TDMA内の空き領域に先頭から順番に行っていくものとなる。2層ディスクの場合は、レイヤ0のTDMAから使用して記録を行い、レイヤ0のTDMAが消尽された後、レイヤ1のTDMAが使用される。

また、1層ディスク、2層ディスクいずれの場合も、TDMA内で最後のTDFL又はスペースビットマップにおける最終セクタに追加されたTDDSが、有効なTDDSとなり、またそのTDDSによって、有効なTDFLとスペースビットマップが示される。 30

【0146】

ところで、ステップF303、F304でTDFLを追加記録する場合には、キャッシュメモリ60a内における交替アドレス情報atiを再編するような手法も考えられる。この処理例を図23に示す。これは、例えば図22のステップF303の直前に行われればよい。

ステップF351では、キャッシュメモリ60a内のTDFLで、各交替アドレス情報atiの内容をサーチし、物理的に連続するクラスタを示した交替アドレス情報atiが存在するか否かを確認する。 40

そして、交替先、交替元アドレスが共に物理的に連続している複数の交替アドレス情報atiが存在しなければ、ステップF352からそのまま上記図11のステップF303に進む。

ところが交替先、交替元アドレスが共に物理的に連続している複数の交替アドレス情報atiが存在した場合は、ステップF353に進み、その交替アドレス情報atiを合成する再編処理を行う。

ステップF352、F353で全ての連続する交替アドレス情報atiについて再編処理を行ったら、ステップF303に進むことになる。

【0147】

この再編処理は図24に示す例のような処理となる。 50

例えば図24(a)のように、クラスタCL1、CL2、CL3、CL4について、それぞれ別々にデータ書込要求が発生し、これらが、それぞれOSAのクラスタCL11、CL12、CL13、CL14に交替処理されてデータ書換が行われたと仮定する。

この場合、別々の書込要求に係る4回の交替処理のため、交替アドレス情報a t iとしては図24(b)に示すように、ステータス1 = 「0000」の4つのエントリが生成されていることになる。

ところが、交替アドレス情報a t iとしては上述のステータス1 = 「0101」「1010」とする形式を利用でき、この例の場合、4つのクラスタは交替元、交替先共に物理的に連続したものである。

従って、4つのエントリを図24(c)のように、ステータス1 = 「0101」の形式で先頭クラスタの交替(CL1→CL11)を示し、ステータス1 = 「1010」の形式で終端クラスタの交替(CL4→CL14)を示すように再編する。

これによって、ディスク1に書き込む交替アドレス情報a t iの数を削減できる。

【0148】

なお、このような交替アドレス情報の再編は、複数クラスタをまとめて管理する一対の交替アドレス情報にも当然適用できる。例えば、ステータス1 = 「0101」「1010」の一対の交替アドレス情報が示す複数のクラスタと、同じく他の一対の交替アドレス情報が示す複数のクラスタが、物理的に連続しているなら、それらをまとめて一対の交替アドレス情報に再編できる。

更に、ステータス1 = 「0101」「1010」の一対の交替アドレス情報が示す複数のクラスタと、ステータス1 = 「0000」の交替アドレス情報が示す1つのクラスタが物理的に連続している場合も再編可能である。

【0149】

5-4 互換ディスクへの変換

ところで、書き換え可能型の光ディスクにおいては、交替管理情報をDMAにおいて実行している。つまり本例のディスクのようにTDMAは設けられず、DMA自体を書き換えることで、交替処理の発生に対応できる。もちろんこれは書換可能なディスクであるから可能となるものである。

そして書換可能ディスクのDMAは、上述した本例のディスク1のDMAの構成と同様である。

一方、本例のように追記型(ライトワンス)ディスクでは、1つの領域に1回しかデータ書込ができないことから、TDMAとして交替管理情報を追加しながら更新していく手法を採る。

従って、書換型ディスクに対応するディスクドライブ装置で、本例のディスク1を再生可能とするには、TDMAにおける最新の交替管理情報を、DMAに反映させる必要がある。

【0150】

また、書換型ディスク等では、一般的に、連続した領域を交替処理する場合でも、DMA内の交替アドレス情報a t iとしては、クラスタアドレスを1個1個について登録する。ところが本例のようにライトワンス型のディスク、つまりデータ書込によって記録容量が消費されていくディスクでは、有限なTDMAの領域を有効に利用することが特に重要となり、このため、連続した領域に対する交代処理時のTDFLの大きさを大きくしない方法が望まれる。このような事情から、TDMA内に記録する一時的な欠陥管理情報(TDFL)においては、交替処理したクラスタアドレスを全て交替アドレス情報a t iとして登録せず、上述のステータス1 = 「0101」「1010」によるバースト転送の形式を利用することで、交替アドレス情報a t iのエントリ数を削減できるようにしている。つまり3個以上連続したアドレスが交替処理の適用を受け、交替先も連続領域に記録される場合でも、TDFLへの交替アドレス情報の登録を2個のエントリで済ませることができる。

TDFLでは、交替処理が発生したときに初めてアドレス交代情報を登録するため、本例

の追記型光ディスクはTDFLの大きさが可変となり、交替処理が適用されるクラスタが増加するに応じてTDFLが大きくなるが、上記のように複数の交替処理クラスタをまとめて交替管理できるようにすることで、TDFLの拡大を少なくできる。

【0151】

ここで、本例の追記型光ディスクと書換可能型光ディスクとの再生互換を考え、TDMAに登録したTDFLをDMAへ変換する際には、記録するDFLのフォーマットは、書換可能型光ディスクと同一にすることが望まれる。

具体的には、交替アドレス情報atiについては、全てステータス1 = 「0000」の形式にすることが好ましい。これによってディスクドライブ装置側も、書換型ディスクか追記型ディスクかで、DMAの情報に関する処理を切り換える必要はなくなり、ディスクドライブ装置の負荷を減らすことができる。

10

【0152】

これらのことから、本例のディスク1において、TDMAの情報をDMAに書き込む際には、図25のような処理が行われる。なお、DMAに書き込むことで、その交替管理情報は最終的なものとなり、以降はTDMAを利用したデータ書換ができない。従って、DMAへの書込は、例えばディスクのファイナライズ時の処理として行われる。そしてDMAへの書込は、本例のディスク1を、書換型ディスクとの再生互換性を有するディスクへ変換する処理という意味を持つ。

【0153】

DMAの書込、つまり互換ディスクへの変換処理を行う場合、システムコントローラは、まず図25のステップF401において、キャッシュメモリ60a内のTDFL/スペースビットマップをTDMAに記録する処理を行う。これは、上述したイジェクト時等に行われる図22の処理と同様となるため、詳細な説明を省略する。

20

【0154】

次にステップF402では、TDMA内の最終記録セクタに記録されている最新のTDDSを読み、DDS(図5参照)の情報を作成する。

次にステップF403では、TDFL内の交替アドレス情報atiが1以上であるか否かを確認する。このためには、まずTDMA内に記録されている最新のTDFLを読み込む。図14等で説明したように有効なTDFLの記録位置は、TDDSから取得できる。そしてTDFLにおけるディフェクトリスト管理情報のディフェクトリスト登録数から、交替アドレス情報atiの登録数を取得する。

30

ここで、もし交替アドレス情報atiの登録数が0であれば、交替アドレス情報atiは無いことになる。このためステップF404に進み、TDFLからTDDSを削除したデータをDFL(図6参照)とする。これはTDFL(図11)の最終セクタにはTDDSが存在するためである。

そしてステップF408で、作成したDDSとDFLを、ディスク1上のDMA1, DMA2, DMA3, DMA4に記録して、処理を終了する。

【0155】

ステップF403で交替アドレス情報atiの数が1個以上であれば、続いて連続領域に対する交替処理の有無を確認する。

40

まずステップF405では、エントリされている交替アドレス情報atiを順次読み込み、ステータス1を確認する。もしステータス1が「0101」の交替アドレス情報atiがあれば、連続領域に対する交替処理がおこなわれたことになる。

ところが全てのエントリのステータス1 = 「0000」であり、連続領域に対する交替処理がない場合、ステップF406に進んで、TDFLからTDDSを削除したデータをDFLとする。

【0156】

連続領域に対する交替処理があった場合、まずステップF409で、通常の1対1の交替処理の交替アドレス情報(ステータス1 = 「0000」のエントリ)をDFLへコピーする。

50

次にステップ F 4 1 0 で、ステータス 1 が「0 1 0 1」の交替アドレス情報 a t i を取得し、これを開始アドレス S A とする。また、続いて書かれている交代アドレス情報 a t i を取得し、これを終了アドレス E A とする。

ステップ F 4 1 1 では、ステータス 1 を「0 0 0 0」として、開始アドレス S A の交替アドレス情報 a t i を D F L へ記録する。次にステータス 1 を「0 0 0 0」、アドレス S A + 1 の交替アドレス情報 a t i を D F L へ記録する。これを順次くりかえし、アドレスが終了アドレス E A になるまで繰り返す。

この処理によって、まとめて交替管理されていた、連続クラスタが、個々の交替アドレス情報 a t i のエントリで表現された形式になる。

【0 1 5 7】

ステップ F 4 1 2 では、さらに T D F L 内を検索し、他にステータス 1 = 「0 1 0 1」のエントリがあれば、ステップ F 4 1 0 に戻って同様の処理を行う。つまり、T D F L 内の、ステータス 1 = 「0 1 0 1」である交替アドレス情報全てに対してステップ F 4 1 0、F 4 1 1 の処理を適用する。

【0 1 5 8】

ステップ F 4 0 6 もしくは F 4 1 2 から F 4 0 7 に進んだら、作成した D F L を、交替アドレス情報の交替元アドレスをキーとして、昇順に並べ替えをする。その後、ステップ F 4 0 8 で、作成した D D S と D F L を、ディスク 1 上の D M A 1、D M A 2、D M A 3、D M A 4 に記録して、処理を終了する。

【0 1 5 9】

以上の処理により、T D M A の情報が D M A に記録されることになる。そしてそのとき、交替アドレス情報 a t i としては、全てがステータス 1 = 「0 0 0 0」のエントリに変換される。

書換型ディスクに対するディスクドライブ装置では、D M A を読んで交替処理状態を確認するが、以上のように D M A が記録された本例のディスク 1 についても、通常の書換型ディスクと同様に、D M A からの交替処理状態の確認及び対応処理ができることになる。

【0 1 6 0】

6. 本例の T D M A 方式による効果

以上の実施の形態のディスク 1 及びディスクドライブ装置で、次のような効果が得られる。

【0 1 6 1】

本実施の形態によれば、ライトワンス型のディスクにおいて、同一アドレスに対する書込要求に対応できることになり、従って、従来ライトワンス型のディスクでは使用することが不可能であったファイルシステムを利用することが出来る。たとえば F A T ファイルシステムなど、各種 O S に対応するファイルシステムをそのまま適用でき、また O S の違いを意識することなしにデータのやり取りをすることができる。

またユーザーデータだけでなく、ユーザーデータ領域に記録される F A T 等のディレクトリ情報の書換も当然可能である。従って F A T 等のディレクトリ情報等の更新が随時行われていくファイルシステムの適用に都合がよい。

また、A V システム 1 2 0 を想定すれば、映像データや音楽データを、I S A、O S A の未記録領域が残されている限り、更新可能なメディアとして利用できるものとなる。

【0 1 6 2】

またディスクドライブシステムにとって、追記型光記録ディスクに対して、ホストコンピュータ等から指定されたアドレスに対するデータの記録や読み込みは負荷の大きい処理である。書き込み命令が来た場合、もし指定されたアドレスが既に記録済みとわかっていれば、ディスクに対してアクセスすることなくエラーを返すことができる。同様に読み込み命令が来た場合、もし指定されたアドレスにデータが記録されていないとわかっていればアクセスすることなしにエラーを返すことができる。これを実現する為には、ディスクの記録状況を管理することが必要となるが、本実施の形態の、スペースビットマップにより、記録状況管理を実現した。

10

20

30

40

50

スペースビットマップを用意することで、大容量の追記型光ディスク上で、ランダム記録をドライブに負荷をかけずに実現することが可能となる。

また交替領域の記録状況も管理できるので、欠陥交替処理や論理上書きをする際の交替先のアドレスをディスクへアクセスすることなしに取得できる。

さらにリードインゾーン、リードアウトゾーンといった、ディスクの管理／制御情報領域もスペースビットマップにより管理することで管理／制御情報の記録状況を管理することもできる。とくにレーザのパワーを調整する為の領域、テストエリア（O P C）に対する管理は効果的である。従来、O P C領域の書くべきアドレスを探すのに、実際にディスクへアクセスして探索していたが、低パワーで記録された領域が未記録と判断される可能性がある。O P C領域をスペースビットマップで管理することでこの誤検出を防げる。

10

【0163】

上述の上書き機能とスペースビットマップを組み合わせることも、ドライブシステムの負荷低減となる。すなわち、上記図17～図21の処理から明らかなように、上書き機能を起動させるかどうかを、ディスクにアクセスすることなしに判断できる。

また書き込み時に欠陥があった領域、およびその周辺をスペースビットマップ上で記録済みとすることで、時間がかかる傷など欠陥のあるアドレスに対する記録処理を省くことが可能となる。また、これと上書き機能を組み合わせることで、ホストに対して見かけ上、書き込みエラーなしに書き込み処理をおこなうことが可能となる。

【0164】

また、交替管理情報であるT D F Lやスペースビットマップの更新処理については、T D M Aに追加記録するようにするとともに、有効なT D F L／スペースビットマップを示す情報を記録させるようにすれば、各時点で有効なT D F L／スペースビットマップを判別できる。つまりディスクドライブ装置は交替管理情報の更新状態を適切に把握できる。

20

【0165】

また、スペースビットマップをT D M A内に記録することが、スペースビットマップの記録に主データ領域であるデータゾーンを用いないことを意味する。例えばI S A等を利用するものではない。このため、データゾーンの有効利用や、交替領域であるI S A、O S Aを有効に活用した交替処理が可能である。例えば交替処理の際に、I S A、O S Aをどちらを用いるかは、例えば交替元アドレスから見て近い方とするという選択も可能となる。このようにすれば、交替処理されたデータをアクセスする際の動作も効率化される。

30

【0166】

また、ディスク1への書き込み時に、書き込む領域が欠陥のために書き込めず、かつその後もデータが連続して送られている場合、交代処理を使うことでエラー報告を返すことなしに書き込み処理を続けることができる（図17、図18参照）。

また傷により書き込みができない場合、その周辺の領域もまた書き込みができない場合が多い。そのため書き込みができない領域より後ろの領域に対して、実際にアクセスすることなしに一定の領域を欠陥領域として処理することができる。もし既にドライブシステム内に該当領域のデータが送られているのであれば交替処理をする。この際、たとえ3個以上の連続したクラスタを交替処理した場合でも、交替アドレス情報は2個のエントリのみを登録することが可能となる為、書き込み領域の節約になる。

40

また、こうして処理された領域を書き込み済みとしてスペースビットマップ上で処理することで、不正なアクセスを防ぐことができる。

書き込みができない領域より後ろの領域に対するデータが、ドライブシステム内にない場合、一定の領域をT D F Lに交替先が未割り当ての欠陥クラスタとして登録し、スペースビットマップ上、記録済みとして処理する。この後、該当領域に対する書き込み命令がホストから来た場合には、ディスクドライブ装置はスペースビットマップから書き込み済みであると判断して、上書き機能によりエラーなしにデータを記録することが可能となる。

【0167】

またD M Aでは書換可能型光ディスクとデータ構成を同じにすることで、書き換え可能型光ディスクのみを再生するシステムでも、本例のディスクの再生が可能となる。

50

【0168】

以上、実施の形態のディスク及びそれに対応するディスクドライブ装置について説明してきたが、本発明はこれらの例に限定されるものではなく、要旨の範囲内で各種変形例が考えられるものである。

例えば本発明の記録媒体としては、光ディスク媒体以外の記録媒体、例えば光磁気ディスク、磁気ディスク、半導体メモリによるメディアなどにも適用できる。

【0169】

【発明の効果】

以上の説明から理解されるように本発明によれば以下のような効果が得られる。本発明によれば、ライトワンス型の記録媒体を、実質的にデータ書換可能な記録媒体として用いることができる。そして従って、書換可能記録媒体に対応するFAT等のファイルシステムをライトワンス型の記録媒体に用いることができるようになり、ライトワンス型の記録媒体の有用性を著しく向上させることができるという効果がある。例えばパーソナルコンピュータ等の情報処理装置で標準的なファイルシステムであるFATファイルシステムは、各種OS（オペレーティングシステム）から書換可能記録媒体の記録再生ができるファイルシステムであるが、本発明によればライトワンス型の記録媒体に対してもFATファイルシステムをそのまま適用することができ、かつOSの違いを意識することなしにデータのやり取りをすることができるようになる。またこれは互換性維持の点でも好適である。

10

【0170】

また本発明によれば、交替領域や交替管理情報の更新のための領域が残っている限り、ライトワンス型の記録媒体をデータ書換可能な記録媒体として利用できるため、ライトワンス型の記録媒体を有効に利用でき、資源の無駄を低減できるという効果もある。

20

【0171】

また、書込有無提示情報（スペースビットマップ）によって、記録媒体上の各記録層の各データ単位（各クラスタ）が書込済か否かが判別できる。記録装置、再生装置においては、ホストコンピュータ等から指定されたアドレスに対するデータの記録や読込は負荷の大きい処理であるが、例えば書込要求の際に書込有無提示情報から、指定されたアドレスが既に記録済みとわかっていれば、記録媒体に対してアクセスすることなくエラーを返したり、或いは交替処理によるデータ書換処理に移行できる。特に言えば、データ書換の機能を実行するか（できるか）否かの判断も、記録媒体にアクセスすることなく可能となる。また読出要求の際に、書込有無提示情報から、指定されたアドレスが未記録とわかっていれば、記録媒体に対してアクセスすることなくエラーを返すことができる。つまり、記録媒体に対するランダムアクセス記録再生を実現する際の記録装置、再生装置に対する処理負担を軽減できる。

30

【0172】

また書込有無提示情報によれば、交替領域の記録状況も管理できるので、欠陥やデータ書換のための交替処理を行う際の交替先のアドレスを記録媒体へアクセスすることなしに取得できる。

さらにリードイン／リードアウト等の管理／制御情報領域も書込有無提示情報で管理できる。このため、例えばレーザパワーを調整する為のOPCの使用済み範囲の把握などにも好適である。つまり、OPC内でレーザパワー調整のための試し書き領域を探索する際に、記録媒体へアクセスする必要がなくなると共に、記録済か否かの誤検出も防止できる。

40

また書込時に欠陥があった領域、およびその周辺を書込有無提示情報で記録済みとすることで、時間がかかる傷など欠陥のあるアドレスに対する記録処理を省くことが可能となる。また、これと書換機能を組み合わせることで、ホストに対して見かけ上、書き込みエラーなしに書き込み処理を行うことが可能となる。

【0173】

また、第2の交替管理情報領域は各記録層に設けられるが、これらは順番に消尽されていきながら交替管理情報と書込有無提示情報（各記録層についてのスペースビットマップ）

50

の更新に使用される。

これは、各記録層の第2の交替管理情報領域を合わせて1つの大きな第2の交替管理情報領域として使用することを意味する。このため、複数の第2の交替管理情報領域を効率的に活用できる。

また、データ書込に応じた書込有無提示情報の更新のための書込、又は交替処理に応じた交替管理情報の更新のための書込の際には、その書込を行う書込有無提示情報もしくは交替管理情報内に、その時点で有効とされる書込有無提示情報及び交替管理情報を示す情報を含ませることで、各時点で第2の交替管理情報領域での有効な交替管理情報及び書込有無提示情報を判別できる。つまり記録装置、再生装置は交替管理情報や書込有無提示情報の更新状態を適切に把握できる。記録装置や再生装置はこれによって、上記のような書込有無提示情報や交替管理情報を使用した効率的な処理を実現できる。

10

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の実施の形態のディスクのエリア構造の説明図である。

【図2】実施の形態の1層ディスクの構造の説明図である。

【図3】実施の形態の2層ディスクの構造の説明図である。

【図4】実施の形態のディスクのDMAの説明図である。

【図5】実施の形態のディスクのDDSの内容の説明図である。

【図6】実施の形態のディスクのDFLの内容の説明図である。

【図7】実施の形態のディスクのDFL及びTDFLのディフェクトリスト管理情報の説明図である。

20

【図8】実施の形態のディスクのDFL及びTDFLの交替アドレス情報の説明図である。

【図9】実施の形態のディスクのTDMAの説明図である。

【図10】実施の形態のディスクのスペースビットマップの説明図である。

【図11】実施の形態のディスクのTDFLの説明図である。

【図12】実施の形態のディスクのTDDSの説明図である。

【図13】実施の形態のディスクのISA、OSAの説明図である。

【図14】実施の形態のTDMA内のデータ記録順の説明図である。

【図15】実施の形態の2層ディスクのTDMAの使用状態の説明図である。

【図16】実施の形態のディスクドライブ装置のブロック図である。

30

【図17】実施の形態のデータ書込処理のフローチャートである。

【図18】実施の形態のユーザデータ書込処理のフローチャートである。

【図19】実施の形態の上書機能処理のフローチャートである。

【図20】実施の形態の交替アドレス情報生成処理のフローチャートである。

【図21】実施の形態のデータ読出処理のフローチャートである。

【図22】実施の形態のTDFL/スペースビットマップ更新処理のフローチャートである。

【図23】実施の形態の交替アドレス情報再編処理のフローチャートである。

【図24】実施の形態の交替アドレス情報再編処理の説明図である。

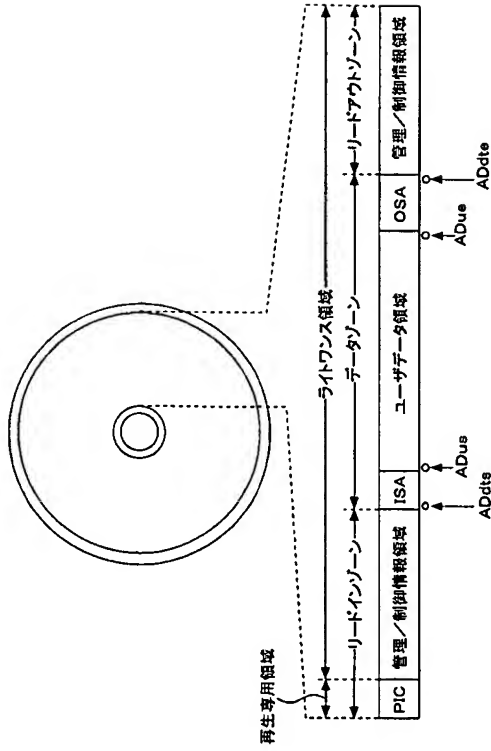
【図25】実施の形態の互換ディスクへの変換処理のフローチャートである。

40

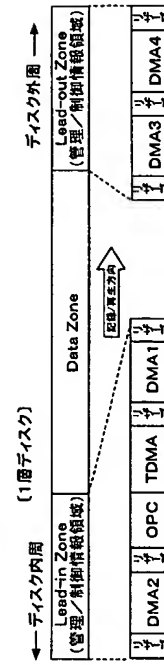
【符号の説明】

1 ディスク、51 ピックアップ、52 スピンドルモータ、53 スレッド機構、54 マトリクス回路、55 リーダ/ライタ回路、56 変復調回路、57 ECCエンコーダ/デコーダ、58 ウォブル回路、59 アドレスデコーダ、60 システムコントローラ、60a キャッシュメモリ、61 サーボ回路、62 スピンドルサーボ回路、63 レーザドライバ、120 AVシステム

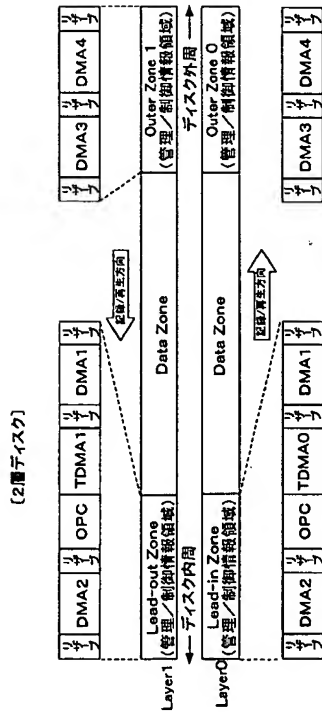
【図 1】



【図 2】



【図 3】



【図 4】

クラスタ番号	内容	クラスタ数
1-4	DDS(同じものを4回繰り返す)	4
5-8	DFL #1	4
9-12	DFL #2(#1と同じ内容)	4
13-16	DFL #3(#1と同じ内容)	4
17-20	DFL #4(#1と同じ内容)	4
21-24	DFL #5(#1と同じ内容)	4
25-28	DFL #6(#1と同じ内容)	4
29-32	DFL #7(#1と同じ内容)	4

【図5】

DDS(Disc Definition Structure)

バイト位置	内容	バイト数
0	DDS識別示="DS"	2
2	DDS形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	DDS更新回数(=最後のTDDSの通し番号)	4
8	リザーブ(00h)	8
16	DMA内 Drive Area 開始物理セクタアドレス(AD.DRV)	4
20	リザーブ(00h)	4
24	DMA内 Defect List 開始物理セクタアドレス(AD.DFL)	4
28	リザーブ(00h)	4
32	ユーザーデータ領域の開始物理セクタアドレス	4
36	ユーザーデータ領域の終了物理セクタアドレス	4
40	内周側1層目交換領域(ISA0)の大きさ	4
44	内周側2層目交換領域(ISA1)の大きさ	4
48	内周側2層目交換領域(ISA1)の大きさ	4
52	交換領域使用可能フラグ	1
53	リザーブ(00h)	65483

【図6】

DFL(ディフェクトリスト)

バイト位置	内容	バイト数
0	ディフェクトリスト管理情報	64
64	交換アドレス情報 ati #1	8
72	交換アドレス情報 ati #2	8
	交換アドレス情報 ati #N	8
64+8×N	交換アドレス情報終端 00h	8
	00h	

【図7】

DFL/TDFLのディフェクトリスト管理情報

クラスタ番号	内容	バイト数
0	DFL識別示="DL"	2
2	DFL形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	DFL更新回数	4
8	リザーブ(00h)	4
12	DFL登録数(N.DFL)	4
16	リザーブ(00h)	8
24	ISA/OSAの未記録クラスタ数	4
28	リザーブ(00h)	36

【図8】

DFL/TDFLの交換アドレス情報ati

ビット b63...b60	b59...b32	b31...b28	b27...b0
ステータス1	交換元(欠陥)クラスタ 先頭物理セクタアドレス	リザーブ (0000)	交換先クラスタ 先頭物理セクタアドレス

【ステータス1】
0000.....通常の交換
0101.....バースト転送開始アドレス
1010.....バースト転送終了アドレス
上記値以外.....リザーブ

TDFL(テンポラリディフェクトリスト)

バイト位置	内容	バイト数
0	ディフェクトリスト管理情報	64
64	交替アドレス情報 at1#1	8
72	交替アドレス情報 at1#2	8
	交替アドレス情報 at1#N	8
64+8×N	交替アドレス情報終端 00h	8
65536×N-2048	Temporary DDS(TDDS)	2048

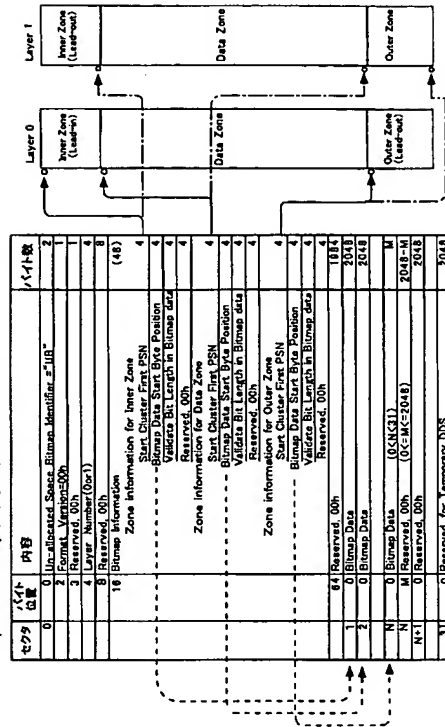
1~4クラス

Temporary DMA(TDMA)

クラス番号	内容	クラス数
1	Space Bitmap for Layer0	1
2	Space Bitmap for Layer1	1
3	Temporary Defect List (TDFL)	1~4
2048		

2048
クラス

Space Bitmap(1クラス=32セクタ)

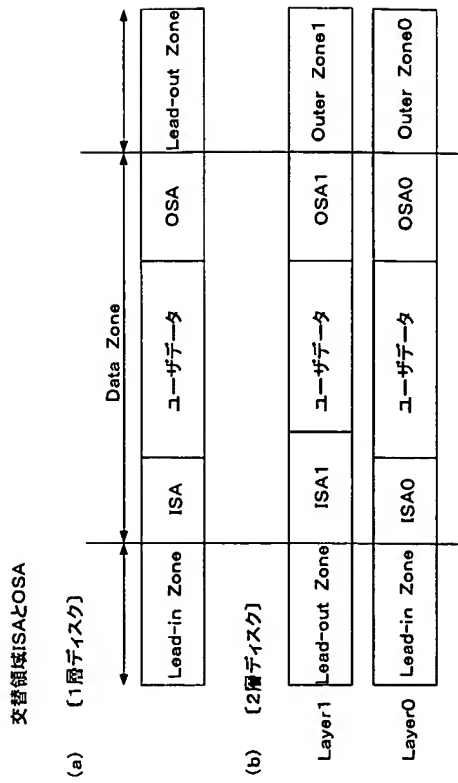


1セクタ
(2048
バイト)

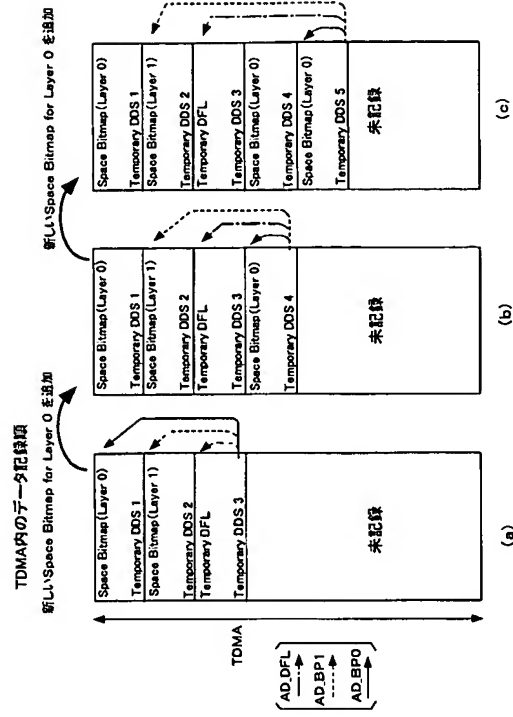
TDDS(Temporary Disc Definition Structure)

バイト位置	内容	バイト数
0	DDS識別子="DS"	2
2	DDS形式番号	1
3	リザーブ(00h)	1
4	TDDS通知番号	4
8	リザーブ(00h)	8
16	TDMA内Drive Area開始物理セクタアドレス(AD_DRV)	4
20	リザーブ(00h)	4
24	TDMA内 Temporary Defect List 開始物理セクタアドレス(AD_DFL)	4
28	リザーブ(00h)	4
32	ユーザデータ領域の開始物理セクタアドレス	4
36	ユーザデータ領域の終了物理セクタアドレス	4
40	内周第1層目交替領域(ISOA)の大きさ	4
44	外周第1層目交替領域(ISOA)の大きさ	4
48	内周第2層目交替領域(ISOA)の大きさ	4
52	交替領域使用可能フラグ	1
53	リザーブ(00h)	971
1024	ユーザデータ最終記録物理セクタアドレス(LRA)	4
1028	TDMA内最新Space Bitmap(1層目)開始物理セクタアドレス(AD_BPO)	4
1032	TDMA内最新Space Bitmap(2層目)開始物理セクタアドレス(AD_BP1)	4
1036	上書き機能使用可否フラグ(1:使用可能)	1
1037	リザーブ(00h)	1011

【図 1 3】

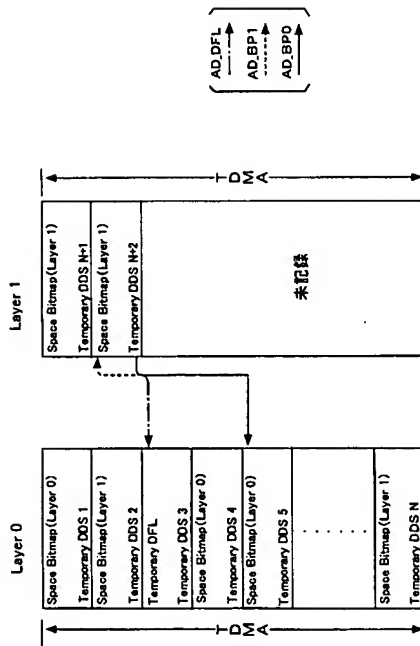


【図 1 4】

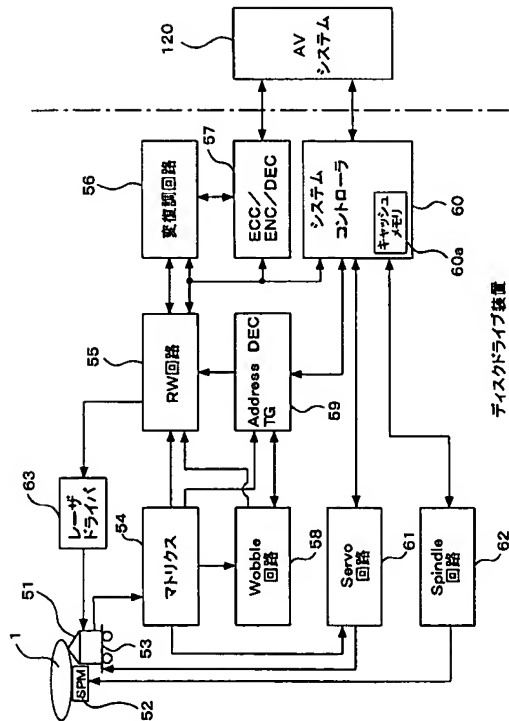


【図 1 5】

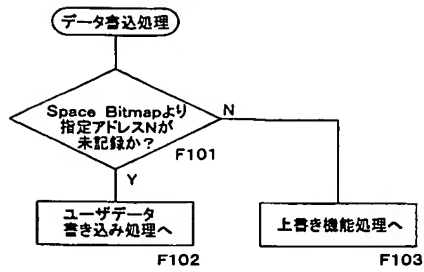
2層ディスクのTemporary DMA



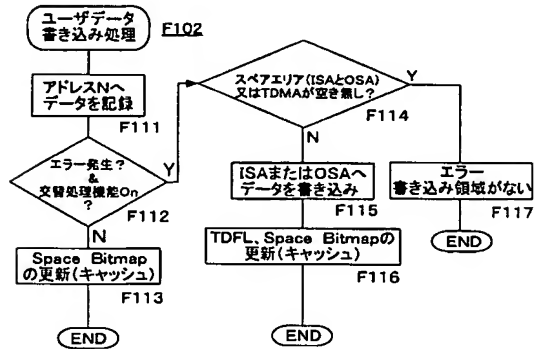
【図 1 6】



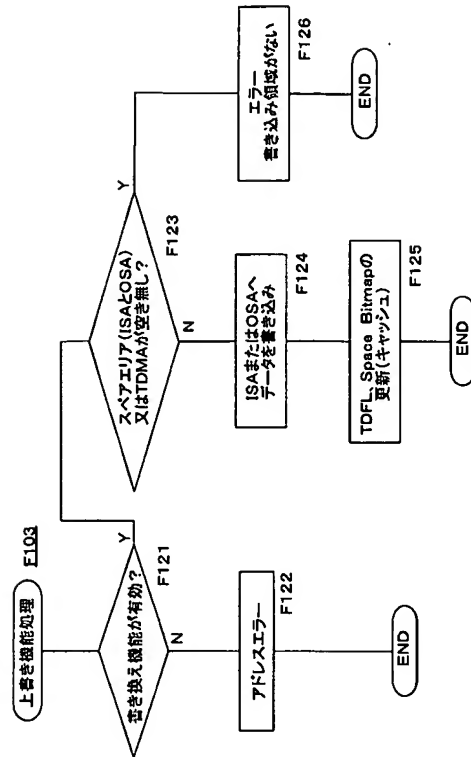
【図 17】



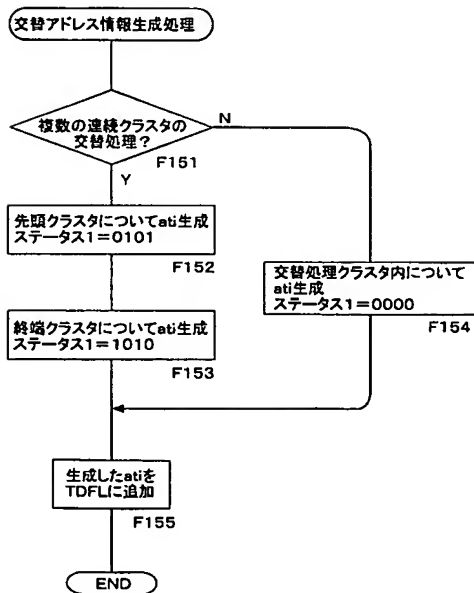
【図 18】



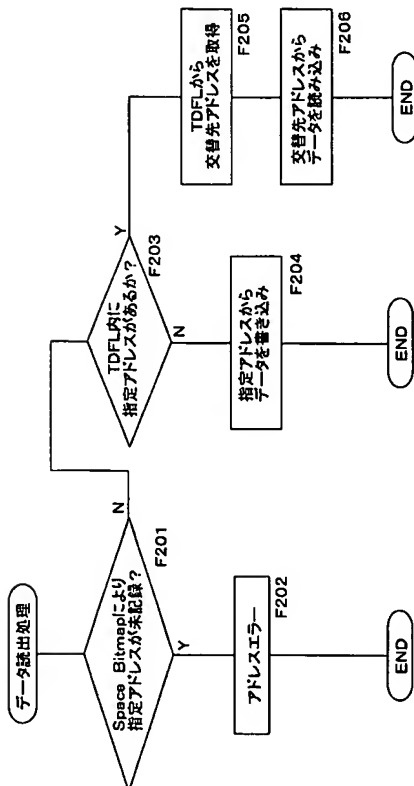
【図 19】



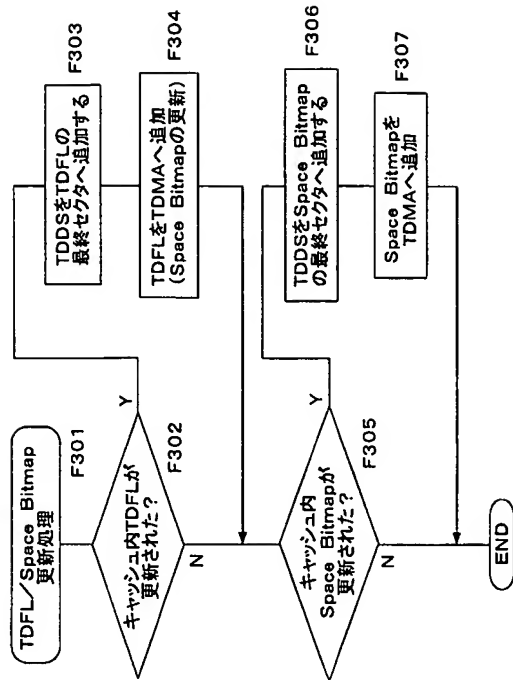
【図 20】



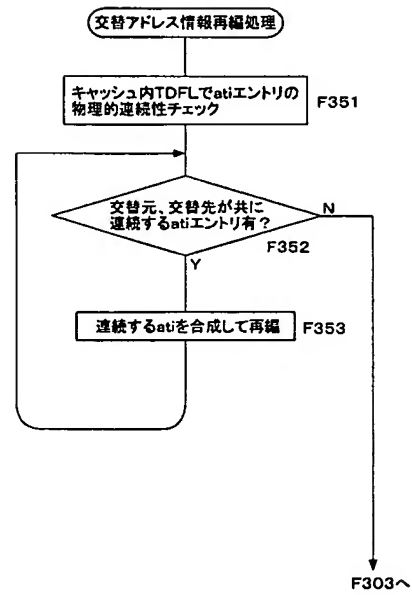
【図 21】



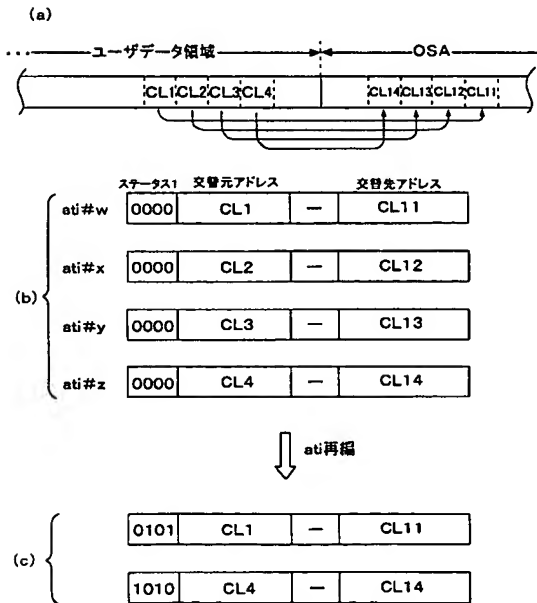
【図 22】



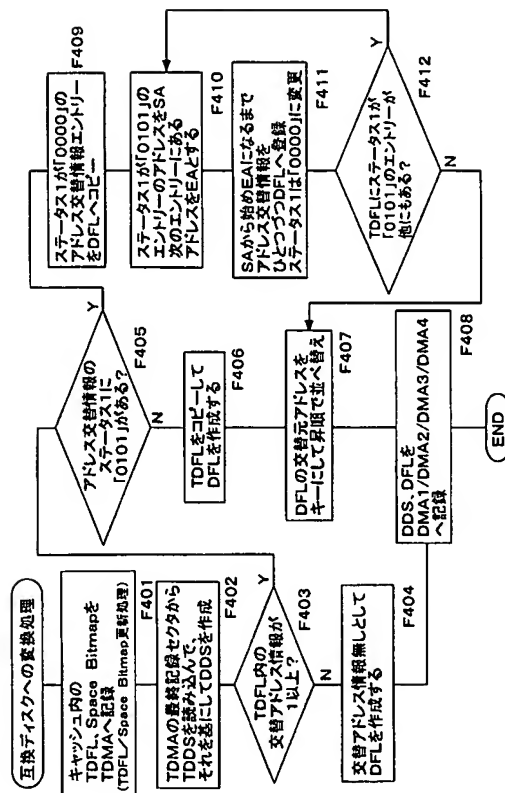
【図 23】



【図 24】



【図 25】



フロントページの続き

(51)Int.Cl.⁷ F I テーマコード (参考)
G 1 1 B 27/00 G 1 1 B 27/00 D

(72)発明者 倉岡 知孝

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内

Fターム(参考) 5D044 AB02 BC05 CC06 DE54 DE58 DE62 DE64 EF05 FG18 GK12
GK19
5D090 AA01 BB03 CC14 DD05 FF24 FF27 GG36
5D110 AA16 AA26 AA29 BB01 DA01 DA12 DB03 DB17 DD01 DE01